

Vom Gefüge des Denkens

Logische Systeme zur Grundlegung der Mathematik,
der Informatik und der Philosophie

Vom Gefüge des Denkens

**Logische Systeme zur Grundlegung der Mathematik,
der Informatik und der Philosophie**

Mai 2025

Dieses Buch steht unter der Lizenz Creative Commons CC0 1.0.

MSC 2020: 03-01, 03B05, 03B10, 03B16, 03B35, 03B38, 68V15, 68V20, 68Q60.

Inhaltsverzeichnis

1. Logisches Schließen	9
1.1. Auf dem Weg zur formalen Logik	9
1.1.1. Argumente	9
1.1.2. Arten von Argumenten	10
1.1.3. Gültigkeit	11
1.1.4. Aussagenlogik	12
1.1.5. Prädikatenlogik	13
1.2. Grundbegriffe	14
1.2.1. Schlussregeln	14
1.2.2. Sequenzen	15
1.2.3. Zulässige Schlussregeln	16
1.2.4. Subjunktionseinführung	17
1.2.5. Axiome	17
1.2.6. Junktoren	18
1.2.7. Quantoren	21
1.2.8. Substitution	24
1.2.9. Zur Syntax	25
1.3. Natürliches Schließen	27
1.3.1. Darstellungsformen	27
1.3.2. Theoreme der Prädikatenlogik	29
1.3.3. Bezug zum Sequenzenkalkül	30
1.3.4. Bezug zum Tableauekalkül	33
1.4. Logik mit Gleichheit	35
1.4.1. Axiome der Gleichheit	35
1.4.2. Von der Identität des Ununterscheidbaren	37
1.4.3. Eindeutige Existenz	38
1.5. Induktion	39
1.5.1. Einfache Induktion	39
1.5.2. Starke Induktion	41
1.5.3. Strukturelle Induktion	43
1.6. Modallogik	45
1.6.1. Das System K	45

1.6.2.	Das System S4	46
1.7.	Beweistheoretische Überlegungen	47
1.7.1.	Ableitbarkeit	47
1.7.2.	Die zulässige Ersetzungsregel	50
1.8.	Zur Beweisführung	52
1.8.1.	Widerspruchsbeweise	52
1.8.2.	Klassische Kontraposition	52
1.8.3.	Notwendige und hinreichende Bedingungen	53
1.8.4.	Verneinung von Aussagen	54
2.	Semantik	57
2.1.	Die klassische Semantik der Aussagenlogik	57
2.1.1.	Die Erfüllungsrelation	57
2.1.2.	Gültigkeit einer Formel	58
2.1.3.	Wahrheitstafeln	59
2.1.4.	Korrektheit des natürlichen Schließens	60
2.1.5.	Logische Äquivalenz	61
2.1.6.	Die Einsetzungsregel	62
2.1.7.	Wahrheitsfunktionen	63
2.1.8.	Logisches Schließen vermittelt boolescher Algebra	64
2.1.9.	Vollständigkeit des natürlichen Schließens	67
2.2.	Die klassische Semantik der Logik erster Stufe	72
2.2.1.	Strukturen	72
2.2.2.	Interpretationen	74
2.2.3.	Korrektheit des natürlichen Schließens	75
2.3.	Semantik der Modallogik	77
2.3.1.	Die relationale Semantik der Modallogik	77
2.3.2.	Die Standardübersetzung	79
2.4.	Semantik der intuitionistischen Logik	80
2.4.1.	Die relationale Semantik der intuitionistischen Logik	80
2.4.2.	Zur Auffindung von Kontramodellen	85
3.	Mengenlehre	89
3.1.	Grundbegriffe	89
3.1.1.	Der Mengenbegriff	89
3.1.2.	Gleichheit von Mengen	89
3.1.3.	Beschränkte Quantifizierung	90
3.1.4.	Teilmengen	91
3.1.5.	Komprehension	92

3.1.6.	Mengenoperationen	97
3.2.	Abbildungen	107
3.2.1.	Der Abbildungsbegriff	107
3.2.2.	Bild, Urbild	108
3.2.3.	Komposition	111
3.2.4.	Injektionen, Surjektionen, Bijektionen	113
3.2.5.	Allgemeines Mengenprodukt	116
3.2.6.	Definite Kennzeichnung	117
3.3.	Relationen	118
3.3.1.	Relationen im Allgemeinen	118
3.3.2.	Äquivalenzrelationen	119
3.3.3.	Operationen auf Äquivalenzklassen	123
3.3.4.	Kongruenzrelationen	124
3.3.5.	Ordnungsrelationen	127
3.3.6.	Monotone Abbildungen	132
3.4.	Kardinalzahlen	134
3.4.1.	Gleichmächtigkeit	134
3.4.2.	Kardinalzahlarithmetik	134
3.4.3.	Der Satz von Cantor	136
3.4.4.	Abgrenzung vom Endlichen	140
3.5.	Induktive Mengen	144
3.5.1.	Modellierung der natürlichen Zahlen	144
3.5.2.	Der dedekindsche Rekursionssatz	146
3.5.3.	Fixpunkteigenschaft kleinster induktiver Mengen	147
3.5.4.	Hüllenoperatoren	149
3.5.5.	Induktive Mengen allgemein	151
3.5.6.	Frei erzeugte induktive Mengen	152
3.5.7.	Wohlfundierte Induktion	153
3.6.	Ordinalzahlen	156
3.6.1.	Wohlgeordnete Mengen	156
3.6.2.	Transfinite Induktion	157
3.6.3.	Transfiniten Rekursionssatz	158
3.6.4.	Kumulative Hierarchie	158
3.6.5.	Grothendieck-Universen	158
4.	Elemente der Algebra	161
4.1.	Gruppentheorie	161
4.1.1.	Elementare Gesetzmäßigkeiten	161
4.1.2.	Gruppenaktionen	164

4.1.3.	Symmetrie	165
4.2.	Ringtheorie	166
4.2.1.	Elementare Gesetzmäßigkeiten	166
5.	Zahlenbereiche	169
5.1.	Die natürlichen Zahlen	169
5.1.1.	Modelle der natürlichen Zahlen	169
5.2.	Die ganzen Zahlen	173
5.2.1.	Konstruktion	173
5.3.	Die rationalen Zahlen	176
5.3.1.	Konstruktion	176
5.3.2.	Beträge rationaler Zahlen	180
5.4.	Die reellen Zahlen	181
5.4.1.	Konstruktion	181
6.	Diskrete Mathematik	185
6.1.	Kombinatorik	185
6.1.1.	Endliche Summen	185
6.1.2.	Endliche Produkte	192
6.1.3.	Anzahl der Abbildungen	193
6.1.4.	Anzahl der Injektionen	194
6.1.5.	Anzahl der Teilmengen	196
6.1.6.	Anzahl der Multimengen	200
6.1.7.	Gesamtzahl der Teilmengen	201
6.2.	Zur elementaren Zahlentheorie	203
6.2.1.	Kongruenzen	203
6.2.2.	Teilbarkeit	205
6.2.3.	Restklassenringe	205
6.2.4.	Euklidische Division	206
6.2.5.	Rundung	207
7.	Elemente der Stochastik	211
7.1.	Grundbegriffe	211
7.1.1.	Ereignisse	211
7.1.2.	Nochmals Indikatorfunktionen	211
7.1.3.	Wahrscheinlichkeiten	213
7.1.4.	Gleichverteilungen	218
7.1.5.	Zufallsgrößen	218

7.2.	Bedingte Wahrscheinlichkeiten	220
7.2.1.	Mehrstufige Experimente	220
7.2.2.	Gesetz der totalen Wahrscheinlichkeit	223
7.2.3.	Satz von Bayes	224
7.2.4.	Bayessche Inferenz	225
8.	Programmverifikation	229
8.1.	Programme	229
8.2.	Die Programmiersprache IMP	229
8.3.	Denotationelle Semantik	231
8.4.	Die Zusicherungssprache	233
8.5.	Der Hoare-Kalkül	234
8.6.	Zum Kalkül der schwächsten Vorbedingung	241
9.	Kategorielle Blicke auf die Logik	245
9.1.	Grundbegriffe	245
9.1.1.	Kategorien	245
9.1.2.	Funktoren	246
9.1.3.	Anfangs- und Endobjekte	250
9.1.4.	Produkt und Koprodukt	250
9.1.5.	Exponentialobjekte	253
9.2.	Beweise als Terme	255
9.2.1.	Kartesisch abgeschlossene Kategorien	255
9.2.2.	Zur BHK-Interpretation	255
9.2.3.	Sequenzen als Morphismenklassen	257
10.	Typentheorie	261
10.1.	Abhängige Typentheorie	261
10.1.1.	Begrifflichkeiten	261
10.1.2.	Formuierungsregeln	262
10.1.3.	Einführungs- und Beseitigungsregeln	264
10.1.4.	Bezug zur Logik	264
11.	Maschinengestütztes Beweisen	265
11.1.	Terme und Typen	265
11.1.1.	Zur Aussagenlogik	265
11.1.2.	Zur Prädikatenlogik	268
11.1.3.	Induktive Typen	269
11.2.	Taktiken	273

11.3. Setoide als Ersatz für Quotiententypen	275
11.4. Rückkehr zum Anfang	278
11.4.1. Pedantische Erklärung der Aussagenlogik	278
11.4.2. Ein System der axiomatischen Mengenlehre	282
A. Formelsammlung	289
A.1. Logik	289
A.2. Mengenlehre	291

1. Logisches Schließen

1.1. Auf dem Weg zur formalen Logik

1.1.1. Argumente

Die Logik befasst sich damit, nach welchen Prinzipien stimmiges Denken abläuft, wobei an erster Stelle steht, wie geklärt wird, ob ein Gedankengang von Irrtümern befreit ist. Eine umfassende Antwort darauf besteht zumindest für die Art von Schlussfolgerungen, die in den exakten Wissenschaften geführt werden. Hierbei hat es sich als förderlich herausgestellt, künstliche symbolische Sprachen festzulegen und Schlussfolgerungen daraufhin in mechanischer Weise nach haargenauen Regeln zu führen. Man spricht von einem *formalen System*, wobei die künstliche Sprache, mit der dieses arbeitet, als *formale Sprache* bezeichnet wird. Daraus ging die formale Logik, speziell die mathematische Logik hervor. Wir streben ebenfalls an, diesen Pfad zu verfolgen, weil er uns ein großes Maß an Klarheit und Sicherheit bietet. Besonders wichtig finde ich diesbezüglich die Reduzierung der kognitiven Belastung. Durch die Mechanisierung müssen wir uns nämlich nicht mehr damit befassen, ob die gemachten Überlegungen möglicherweise unbedachten Irrtümern unterliegen oder mit Flüchtigkeitsfehlern behaftet sind.

Statt die Logik direkt einer vollständigen Formalisierung zu unterziehen, wollen wir uns dem aus einem allgemeinen Bezugspunkt heraus etappenweise nähern. Auf diese Weise bekommt man ein besseres Gefühl dafür, wie die formale im Bezug zur traditionellen Logik steht.

Zunächst besteht der wesentliche Ansatz zur Klärung des Denkens darin, den Gedankengang in Schritte aufzuteilen, die *Argumente* heißen. Man mag dies als Durchführung einer Analyse sehen, bei der ein Gegenstand, um diesen verstehen zu können, in Bestandteile zerlegt wird. Zum Beispiel gelingt es unter Umständen, ein Problem in Teilprobleme zu zerlegen, oder ein Programm in Prozeduren.

Ein Argument artikuliert die Ableitung einer *Konklusion* aus einer oder mehreren *Prämissen*. Dieser Begriff von Argument unterscheidet sich vom umgangssprachlichen durch seine starre Form, bleibt zu diesem aber zumindest in einem gewissen Bezug. Die Notwendigkeit für die Verengung des Begriffs besteht darin, dass umgangssprachliche Argumente zu komplex werden mögen, als dass sie noch

vernünftig analysierbar bleiben.

Man mag ein Argument mit zwei Prämissen in einer der Schreibweisen

Prämisse 1	Prämisse 1	Prämisse 1
Prämisse 2	Prämisse 2	Prämisse 2
<hr/>	<hr/>	
∴ Konklusion	Konklusion	∴ Konklusion

notieren. Das Zeichen ∴ wird hierbei als *also* oder *folglich* gelesen. Die zweite und dritte Schreibweise darf man als nachlässige Form der ersten sehen.

Ein Beispiel für ein Argument:

Alice oder Bob entwendete gestern Kuchen aus dem Kühlschrank.
 Bob war gestern den gesamten Tag bei jemand anderem.

Also entwendete Alice gestern Kuchen aus dem Kühlschrank.

Die Konklusion und jede der Prämissen muss ein wahrheitswertfähiges sprachliches Gebilde sein, das wir *Aussage* oder *Satz* nennen, wobei ich die zweite Bezeichnung vermeiden möchte, um nicht mit den Begrifflichkeiten der Linguistik durcheinander zu kommen. Es spielt hierbei keine Rolle, ob der Wahrheitswert der Aussage jemandem bekannt oder auf irgendeine Weise ermittelbar ist. Außerdem hält uns nichts davon ab, unterschiedliche fiktive Wirklichkeiten zu betrachten. In der einen mag die Aussage wahr sein, während sie in der anderen falsch ist. Keine Aussage wäre die Frage »Wie spät ist es?«, oder »Pfui!«, – ein Satz, der aus einer einzigen Interjektion besteht.

1.1.2. Arten von Argumenten

Unterschieden wird zwischen *deduktiven* und *nichtdeduktiven* Argumenten.

Bei einem *deduktiven* Argument stellt die Konklusion eine logische Konsequenz der Prämissen dar. Damit ist gemeint, dass die Wahrheit der Konklusion zwangsläufig aus der Wahrheit der Prämissen folgt. Hier liegt die Information, zu der man gelangen möchte, bereits in den Prämissen verborgen.

Bei einem *nichtdeduktiven* Argument erscheint die Konklusion plausibel, folgt aber nicht mehr zwangsläufig aus den Prämissen. Dies wird zum Beispiel zum Ausdruck gebracht, indem gesagt wird, die Konklusion sei vermutlich, wahrscheinlich oder höchstwahrscheinlich wahr. Innerhalb der nichtdeduktiven Argumente gibt es noch feinere Abgrenzungen, unter Anderem von induktiven. Ein *induktives* Argument stellt Schließen vom Speziellen aufs Allgemeine dar. Zum Beispiel mag man aus dem Umstand heraus, bislang nur weiße Schwäne beobachtet zu haben, die Existenz schwarzer Schwäne ausschließen.

Gegenstand aller weiteren Studien werden ausschließlich deduktive Argumente sein. Zur Klärung nichtdeduktiver Argumente mag es förderlich sein, zunächst Grundbegriffe der Wahrscheinlichkeitsrechnung zu erläutern, was auf später verschoben werden muss.

1.1.3. Gültigkeit

Ein deduktives Argument wird als *gültig* angesehen, wenn die Konklusion inhaltlich aus den Prämissen folgt. Dies bedeutet, dass es unmöglich ist, aus wahren Prämissen eine falsche Konklusion zu ziehen. Der Blick auf die Gültigkeit hilft uns, fehlerhafte Argumente zu identifizieren und auszuschließen.

Ein deduktives Argument heißt *korrekt*, wenn es gültig ist und zudem sämtliche Prämissen wahr sind. Entsprechend nennt man eine Argumentation korrekt, wenn alle ihre Argumente gültig und alle ursprünglichen Prämissen wahr sind. Eine korrekte Argumentation setzt sich somit sukzessive aus korrekten Argumenten zusammen.

Einige Argumente sind ihrer *Form* nach gültig. Dies bedeutet, dass das Argument unabhängig davon gültig ist, was die Aussagen inhaltlich bedeuten. Häufig treten Argumente wie

Wenn es regnet, dann wird die Straße nass.
Es regnet.
<hr/>
Also wird die Straße nass.

auf. Diese Argumente sind von der Form des *Modus ponens*:

Wenn A , dann B
A
<hr/>
$\therefore B$

Hierbei stehen A, B für Platzhalter, für die beliebige Aussagen eingesetzt werden dürfen. Zu jeder Setzung ergibt sich ein gültiges Argument. Hierbei spielt es keine Rolle, welche inhaltliche Bedeutung A, B zugemessen wird.

Anders verhält es sich mit diesem Argument:

Draußen liegt seit gestern Schnee.
<hr/>
Folglich ist es draußen kalt.

Um es als gültig zu erkennen, muss die Bedeutung der Prämisse und der Konklusion inhaltlich verstanden werden. Zwar ist es gültig, aber nicht der Form nach.

Darf man solchen Argumenten zweifellos vertrauen? Wenn man Logik einsetzt, um Aussagen über Sachverhalte in der Wirklichkeit zu machen, muss man eigentlich zwangsläufig, auch wenn dies wortlos passiert, ein vereinfachtes Modell der Wirklichkeit aufstellen oder sich auf einen Teilbereich ihrer beschränken, in dem Argumente als allgemeingültig befunden werden können. Es kann ja sein, dass draußen aufgrund eines Unwetters zwei Meter Schnee liegen, die bei einer milden Temperatur stetig am schmelzen sind. Wie wird kalt überhaupt von mild abgegrenzt? Gehört eine überdachte Terrasse zu draußen? In welchem Umkreis endet draußen?

Die Modellierung der Wirklichkeit scheint mit Schwierigkeiten verbunden. Es lässt sich mutmaßen, dass sich in der Ferne bereits philosophische Untiefen auf-tun. Daher werden wir uns aus der Affäre ziehen, indem wir uns zunächst auf die Untersuchung mathematischer Strukturen beschränken. Dies soll jedoch nicht den Eindruck einer Umgehung erwecken, denn zur Entwicklung guter Modelle benötigt man nicht nur Logik, sondern auch mathematische Mittel.

1.1.4. Aussagenlogik

Natürliche Sprachen schaffen eine große Ausdrucksfähigkeit. Dafür ist ihre Struktur aber auch komplex, – bezogen sowohl auf die Grammatik als auch auf die inhaltliche Bedeutung von Sätzen. Wir definieren daher im Fortgang eine einfache künstliche Sprache, die *aussagenlogische* Sprache. In ihr kommt, anders als in der natürlichen, jedem Satz ein Wahrheitswert zu. Daraufhin können wir die Schemata von Argumenten klar identifizieren, die ihrer Form nach gültig sind. Im Weiteren werden wir diese Sprache abschließend zur prädikatenlogischen erweitern. Es stellt sich heraus, dass sie, obwohl recht klein, zur Darstellung sämtlicher mathematischer Aussagen und ihrer Beweise genügt.

Mit p, q, r bezeichnen wir eine Reihe von atomaren Aussagen, die so heißen, weil sie im Rahmen der Aussagenlogik nicht weiter zerlegbar sind. Vermittels Junktoren lassen sich aus diesen zusammengesetzte Aussagen formen. Es stehe zum Beispiel p für »Es regnet« und q für »Die Straße wird nass«. Dann soll $p \Rightarrow q$ bedeuten, »Wenn es regnet, wird die Straße wird nass«. Weiterhin notieren wir $p \wedge q$ für »Es regnet und die Straße wird nass«. Entsprechend steht $p \wedge q \Rightarrow p$, was als $(p \wedge q) \Rightarrow p$ gelesen wird, für »Wenn es regnet und die Straße nass wird, dann regnet es«. Mit den Junktoren lassen sich aus Aussagen nach belieben sukzessive immer kompliziertere Zusammensetzungen formen. Damit erhält man allerdings bereits alle aussagenlogischen Formeln, die möglich sind.

Der Modus ponens ist nun in folgender verkürzter Form darstellbar. Sind P, Q

beliebige atomare Aussagen, gilt das Schema:

$$\frac{P \Rightarrow Q \quad P}{\therefore Q}$$

Etwa erhält man für die Setzung $P := p$ und $Q := q$ ein gültiges Argument. Der Modus ponens lässt sich aber noch allgemeiner fassen. Stehen nun A, B für beliebige Aussagen, atomar oder zusammengesetzt, gilt er in der Form:

$$\frac{A \Rightarrow B \quad B}{\therefore A}$$

Beispielsweise stehe p für »Es regnet«, q für »Die Temperatur der Straßenoberfläche liegt unter null Grad« und r für »Die Straße wird glatt«. Mit der Setzung $A := p \wedge q$ und $B := r$ erhält man ein gültiges Argument, obgleich A keine atomare Aussage mehr ist.

Wir werden die Prämissen später nebeneinander statt untereinander schreiben, um Argumente zu Beweisbäumen zusammensetzen zu können.

1.1.5. Prädikatenlogik

Im Rahmen der Aussagenlogik ist es nicht möglich, das Argument

$$\frac{\begin{array}{l} \text{Alle Enten quaken.} \\ \text{Dagobert ist eine Ente.} \end{array}}{\text{Also quakt Dagobert.}}$$

als Instanz eines Schemas zu sehen, obwohl es den Anschein macht, sich nach einem ähnlichen Muster wie der Modus ponens zu verhalten.

Um die gewünschte Überlegung fassen zu können, müssen wir die aussagenlogische Sprache erst zur prädikatenlogischen erweitern. Zunächst stehe p für »ist eine Ente« und q für »quakt«. Dies sind nun keine Aussagen, sondern Prädikatsymbole. Man erhält erst mit $p(x)$ für » x ist eine Ente« und $q(x)$ für » x quakt« atomare Formeln, die aber streng genommen immer noch keine Aussagen, sondern Aussageformen sind. Erst wenn der Variable x , zum Beispiel mit der Setzung $x := \text{Dagobert}$, eine Konstante zugewiesen wird, die inhaltlich für ein Objekt steht, entsteht eine Aussage.

Außerdem entsteht eine Aussage, indem die Aussageform über die Variable all- oder existenzquantifiziert wird. Zum Beispiel steht $\forall x: p(x) \Rightarrow q(x)$ für die Aussage »Für alle x gilt: Wenn x eine Ente ist, dann quakt x «, also für »Alle Enten quaken«.

Das obige Argument ist nun als Instanz des Schemas

$$\frac{\forall x: P(x) \Rightarrow Q(x) \quad P(u)}{\therefore Q(u)}$$

verstehbar. Dazu wird $P := p$ und $Q := q$ gesetzt und dem Parameter u die Konstante $u := \text{Dagobert}$ zugewiesen.

In der prädikatenlogischen Sprache liegt der Schlüssel zur Formalisierung mathematischer Aussagen. Zum Beispiel ist das Kommutativgesetz der Addition als die Aussage

$$\forall x: \forall y: x + y = y + x$$

darstellbar. Genau genommen muss man auch noch sagen, über welches Diskursuniversum sich die Allquantifizierung erstrecken soll. Sagen wir, hier will es eins sein, das aus ganzen Zahlen besteht. Das heißt, in die Variablen x, y sollen ganze Zahlen eingesetzt werden dürfen, bzw. Terme, die für solche stehen.

1.2. Grundbegriffe

1.2.1. Schlussregeln

Logisches Schließen findet in einzelnen Schritten statt. Ein Schritt stellt hierbei immer die Ableitung einer Schlussfolgerung aus einer oder mehreren Voraussetzungen dar. Die Voraussetzungen heißen *Prämissen*, die Schlussfolgerung *Konklusion*. Darstellen wollen wir den Schritt durch eine waagerechte Linie, wobei die Prämissen oberhalb befindlich sein sollen, und die Konklusion unterhalb. Der Schritt

$$\frac{\text{Wenn es regnet, wird die Straße nass} \quad \text{Es regnet}}{\text{Die Straße wird nass}}$$

beschreibt beispielsweise, dass aus den Prämissen »Wenn es regnet, wird die Straße nass« und »Es regnet« die Konklusion »Die Straße wird nass« gefolgert wird.

Schlüsse wie der Obige treten in der Mathematik ständig auf. Ihnen allen liegt ein bestimmtes Muster zugrunde, welches sich durch eine als *Modus ponens* oder

Abtrennungsregel bezeichnete schematische *Schlussregel* beschreiben lässt. Es bezeichne hierzu $A \Rightarrow B$ die Implikation »wenn A , dann B «. Es dürfen nun in

$$\frac{A \Rightarrow B \quad A}{B}$$

für A, B beliebige Aussagen eingesetzt werden. So darf »Es regnet« für A und »Die Straße wird nass« für B eingesetzt werden.

1.2.2. Sequenzen

Das Schließen von Aussagen allein genügt nicht. Um freier argumentieren zu können, würden wir gerne den Umstand beschreiben können, dass eine Aussage unter bestimmten Annahmen abgeleitet werden konnte. Diese Annahmen A_k sind selbst Aussagen. Wir fassen sie zu einer endlichen Ansammlung

$$\Gamma := [A_1, A_2, \dots, A_n]$$

zusammen, worunter wir eine endliche Liste, oder auch eine endliche Menge verstehen wollen, denn man soll mit dieser Liste umgehen können wie mit einer Menge. Das heißt, es ist nicht von Bedeutung, wie oft eine Aussage vorkommt oder in welcher Reihenfolge die Aussagen stehen. Wir bezeichnen die Symbolik

$$\Gamma \vdash A$$

als *Sequenz*. Sie drückt das *Urteil* aus, dass die Aussage A aus den Annahmen vermittle Schlussregeln ableitbar ist. Darin nennt man A die *Hinterformel* oder *Sukzedenz*. Man bezeichnet Γ als die *Vorderformeln*, die *Antezedenz*, oder die Liste der *Antezedenzen*. Es wird Γ auch der *Kontext* oder die *Umgebung* genannt, das sind auf die Typentheorie zurückzuführende Sprechweisen, die einen ganz ähnlichen Formalismus besitzt. Der Modus ponens wird nun in der allgemeinen Form

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

beschrieben. Wir argumentieren beim Schließen also ab jetzt nicht mehr mit den Aussagen selbst, sondern mit den Sequenzen. Dies hat einen wichtigen Grund, nämlich dass die Berücksichtigung der Abhängigkeit von Annahmen expliziter Teil des Schließens wird.

Ein Kontext kann auch eine leere Liste sein. Besitzt eine vermittle Schlussregeln ableitbare Sequenz einen leeren Kontext, so bezeichnet man die Sukzedenz als ein

Theorem im engeren Sinne. Ein Theorem ist also eine Aussage, die für sich allein gilt, ohne dass dafür irgendwelche Annahmen getroffen werden müssen.

Für Sequenzen gilt die *Abschwächungsregel*. Sie besagt, dass falls die Aussage A bereits aus Γ ableitbar ist, diese Aussage erst recht ableitbar ist, wenn zu Γ weitere Annahmen Γ' hinzugefügt werden. Kurzum gilt die Regel

$$\frac{\Gamma \vdash A}{\Gamma, \Gamma' \vdash A}.$$

Hierbei bedeutet Γ, Γ' die Konkatenation der Listen Γ und Γ' , also im Wesentlichen dasselbe wie die Vereinigung $\Gamma \cup \Gamma'$, insofern man die Kontexte als Mengen betrachtet.

Der Umstand, dass mit dem Kontext umgegangen werden darf, wie mit einer Menge, drückt sich in zwei weiteren Regeln aus. Es gilt die *Kontraktionsregel*

$$\frac{\Gamma, A, A \vdash B}{\Gamma, A \vdash B}, \text{ oder allgemein } \frac{\Gamma, \Gamma', \Gamma' \vdash B}{\Gamma, \Gamma' \vdash B}$$

und die *Vertauschungsregel*

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

wobei Γ, Γ' leer sein dürfen. Schließlich gelten für Mengen die Termumformungen $\Gamma \cup \Gamma' \cup \Gamma' = \Gamma \cup \Gamma'$ und

$$\Gamma \cup \{A\} \cup \{B\} \cup \Gamma' = \Gamma \cup \{B\} \cup \{A\} \cup \Gamma'.$$

1.2.3. Zulässige Schlussregeln

Wiewohl die Regeln des Schließens den Mechanismus zum Beweis von Aussagen bilden, ist ihre Rolle sogar noch ein wenig tiefgreifender. Wir können sie nämlich ebenfalls zur Ableitung *weiterer Regeln* nutzen. Das heißt, wir können sie dazu nutzen, den logischen Kalkül selbst zu erweitern. Erweiterungen dieser Art nennen wir *zulässige Schlussregeln*.

Mit den bisherigen Regeln ist bereits die zulässige Regel

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

ableitbar, die eine allgemeinere Form des Modus ponens darstellt. Man erhält sie kurzerhand, indem den Prämissen des Modus ponens jeweils die Abschwächungsregel vorgesetzt wird:

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

Die einfache Form des Modus ponens erhält man mit $\Gamma' := \Gamma$ als Spezialfall unter Anwendung der Kontraktionsregel.

1.2.4. Subjunktionseinführung

Ich möchte mich nun der Frage zuwenden, wie eine Subjunktion $A \Rightarrow B$ bewiesen wird. Intuitiv ist hierzu aus der Annahme A die Aussage B zu folgern. Das heißt, es genügt die Ableitung der Sequenz $A \vdash B$. Ein weiteres Mal gilt es noch zu berücksichtigen, dass ein Beweis auch auf einen vorausgesetzten Kontext Γ beschränkt sein dürfen soll. Reflektiert man darüber eine Weile, dürfte es der Überlegung nach wohl genügen, dass A einfach dem Kontext Γ hinzugefügt wird, woraus B zu folgern ist. Man gelangt zur Regel

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

Wer diese Regel nicht so leicht fassbar findet, insbesondere nicht direkt plausibel, ob sie bedenkenlos eingesetzt werden darf, der ist nicht allein. Es gibt auch logische Kalküle, die diese Regel nicht explizit enthalten. Sie tritt dennoch als *Deduktionstheorem* in Erscheinung, ein metalogisches Theorem, dessen Beweis erst erbracht werden muss. Ich möchte diesen Weg allerdings aus einem bestimmten Grund nicht gehen. Nämlich ist beim Beweis eigentlich natürliches Schließen auf der metalogischen Ebene zu verwenden, obgleich dies nicht in formaler Weise stattfinden mag. Aber nicht jeder Leser weiß zu diesem Zeitpunkt, wie akkurates logisches Schließen geht. Der Leser benötigt am Anfang etwas, um sich an den eigenen Haaren aus dem Sumpf zu ziehen.

1.2.5. Axiome

Zur Komplettierung des Kalküls gesellen sich schließlich auch noch *Axiome* hinzu, das sind gemachte Grundannahmen, die nicht weiter bewiesen werden müssen. Sie sollten daher möglichst plausibel, oder besser noch zweifelsfrei einsichtig sein. Für die Logik selbst genügt das Axiom

$$A \vdash A.$$

Der Kalkül funktioniert dergestalt, dass für A eine beliebige Aussage eingesetzt werden darf, worunter auch zusammengesetzte Aussagen fallen. Eine gern gewählte Weg der Definition des logischen Kalküls sieht A als eine metasprachliche Variable, für die eine beliebige Formel eingesetzt werden darf. Unter dieser Sichtweise

spricht man von einem *Axiomenschema*. Wie eine Schablone produziert es für jede Einsetzung einer konkreten logischen Formel ein eigenes Axiom.

Statt A, B, C sind für metasprachliche Variablen auch die griechischen Buchstaben φ, ψ, χ geläufig. Man muss sie von atomaren logischen Variablen unterscheiden, für die ich in diesem Buch, um Missverständnissen aus dem Weg zu gehen, kleine Buchstaben a, b, c oder p, q, r verwenden werde. Sprachlich suggestiv steht φ für *Formel* oder *formula*, a für *Aussage* und p für *proposition*.

Streng genommen notiert man nur konkrete atomare Variablen als p, q, r , wogegen P, Q, R metasprachliche Variablen sind, für die konkrete atomare Variablen eingesetzt werden dürfen. Hier ergibt sich allerdings eine Überschneidung mit der Prädikatenlogik, wo P, Q, R Prädikate bezeichnen. Das ist aber eigentlich nicht sonderlich schlimm, da atomare Variablen nichts anderes als nullstellige Prädikate sind. Statt von atomaren Variablen wird daher auch von logischen Konstanten gesprochen, um sie von den Individuenvariablen zu unterscheiden, die nicht für logische Aussagen, sondern für Objekte wie Zahlen oder Mengen stehen.

In diesem Sinne sind auch die Schlussregeln Schemata. Sofern man Schlussregeln mit null Prämissen gestattet, lässt sich das Axiomenschema auch als Regel

$$\frac{}{A \vdash A}$$

auffassen. In dieser Weise wollen wir die Anwendung von Axiomen in den Beweisbäumen darstellen.

Axiome in der Form von Sequenzen heißen auch *Grundsequenzen*.

Wir haben nun die Mittel in der Hand, um erste Theoreme beweisen zu können. Es ist $A \Rightarrow A$ ein Theorem. Der Beweisbaum ist:

$$\frac{\frac{}{A \vdash A} \text{Axiom}}{\vdash A \Rightarrow A} \text{Subjunktionseinführung}$$

Unter der Lesung, dass A eine Metavariablen ist, handelt es eigentlich nicht nur um ein Theorem, sondern um ein Schema von Theoremen. Setzt man für A bspw. die konkrete Formel $p \Rightarrow q$ ein, bekommt man das konkrete Theorem

$$(p \Rightarrow q) \Rightarrow (p \Rightarrow q).$$

1.2.6. Junktoren

Bisher traten zusammengesetzte Aussagen allein in Form einer Implikation auf. Will man logische Zusammenhänge beschreiben können, muss die logische Sprache um weitere Junktoren bereichert werden. Unter einem *Junktor* versteht man

einen logischen Operator, der Aussagen zu einer zusammengesetzten Aussage verknüpft. Von Belang sind zunächst fünf Stück.

Wir werden einen Junktoren durch *Einführungsregeln* und *Beseitigungsregeln* charakterisieren. Die Regeln der Implikation wurden bereits beschrieben; die Einführung geschieht per Implikationseinführung, die Beseitigung per Modus ponens. Für die restlichen Junktoren der Aussagenlogik lassen sich die Regeln wahlweise in Form von Axiomenschemata oder in Form von Schlussregeln darstellen. Ich möchte das per Schemata machen, weil diese ein wenig kompakter sind, was sie hoffentlich ein wenig leichter einsichtig macht. Die entsprechenden Schlussregeln leiten wir anschließend als zulässige Regeln ab.

Die Konjunktion $A \wedge B$, auch Und-Verknüpfung genannt, sprich »A und B«, ist charakterisiert durch die Sequenzen

$$A, B \vdash A \wedge B; \quad A \wedge B \vdash A; \quad A \wedge B \vdash B.$$

Aus dem Fall von sowohl Regen als auch Schnee ist der Fall von Schneeregen ableitbar. Aus dem Fall von Schneeregen ist der Fall von Regen ableitbar. Aus dem Fall von Schneeregen ist der Fall von Schnee ableitbar. So sind diese Sequenzen zu verstehen.

Die Einführung der Konjunktion geschieht mit der Regel

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

Denn es findet sich der Beweisbaum:

$$\frac{\frac{\frac{\overline{A, B \vdash A \wedge B} \text{ Axiom}}{A \vdash B \Rightarrow A \wedge B} \text{ Subj-Einf.}}{\vdash A \Rightarrow (B \Rightarrow A \wedge B)} \text{ Subj-Einf.} \quad \Gamma \vdash A}{\frac{\Gamma \vdash B \Rightarrow A \wedge B}{\Gamma, \Gamma' \vdash A \wedge B} \text{ MP} \quad \Gamma' \vdash B \text{ MP}}$$

Es steht MP als Abkürzung für Modus ponens, und Sub-Einf. für Subjunktions-einführung. Man schreibt alternativ auch das Kürzel $\Rightarrow E$ statt Subj-Einf. und $\Rightarrow B$ statt MP. Hierbei steht E offenkundig für *Einführung* und B für *Beseitigung*. Aber Vorsicht, in der englischsprachigen Literatur sind das I für *introduction* und E für *elimination*. Unmissverständlich wären subj-intro und subj-elim.

Die beiden Regeln zur Beseitigung der Konjunktion sind

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

Denn es findet sich:

$$\frac{\frac{\overline{A \wedge B \vdash A} \text{ Axiom}}{\vdash A \wedge B \Rightarrow A} \text{ Subj-Einf.} \quad \Gamma \vdash A \wedge B}{\Gamma \vdash A} \text{ MP}$$

Die Disjunktion $A \vee B$, auch Oder-Verknüpfung genannt, sprich »A oder B«, ist charakterisiert durch die Sequenzen

$$A \vdash A \vee B; \quad B \vdash A \vee B; \quad A \vee B, (A \Rightarrow C), (B \Rightarrow C) \vdash C.$$

So ist »Die Erde des Beetes ist nass« ableitbar aus »Es hat geregnet oder das Beet wurde gegossen«. Denn sowohl »Es hat geregnet« als auch »Das Beet wurde gegossen« impliziert »Die Erde des Beetes ist nass«.

Die beiden Regeln zur Einführung der Disjunktion sind

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

Die Regel zur Beseitigung der Disjunktion ist

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

Die Beweise dieser Regeln seien dem Leser überlassen.

Eine Aussage wie »Bertram wird seine Hausaufgaben nicht machen« formuliert man gern in der Form »Wenn Bertram seine Hausaufgaben macht, färbt sich der Mond grün«. In gleichartiger Weise lässt sich die Verneinung auch in der formalen Logik definieren. Hierzu legt man als Hilfsbegriff zunächst \perp als die *Kontradiktion* fest, sie steht für eine widersprüchliche Formel.

Die Negation $\neg A$, auch Verneinung genannt, sprich »nicht A«, definiert man als identisch mit $A \Rightarrow \perp$. Hierdurch sind die Regeln zu ihrer Einführung und Beseitigung auf die der Implikation zurückführbar. Es ergibt sich

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

Alternativ ließe sich die Negation durch die Sequenzen

$$(A \Rightarrow \perp) \vdash \neg A; \quad A, \neg A \vdash \perp$$

charakterisieren. Man überzeuge sich, dass dies aufs selbe hinausläuft.

Die Äquivalenz $A \Leftrightarrow B$, sprich » A genau dann, wenn B «, definiert man als identisch mit $(A \Rightarrow B) \wedge (B \Rightarrow A)$. Insofern sind die Regeln zu ihrer Einführung und Beseitigung auf die der Konjunktion zurückführbar. Es ergibt sich

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

Die entsprechenden charakterisierenden Sequenzen sind

$$(A \Rightarrow B), (B \Rightarrow A) \vdash A \Leftrightarrow B; \quad (A \Leftrightarrow B), A \vdash B; \quad (A \Leftrightarrow B), B \vdash A.$$

1.2.7. Quantoren

Eine logische Sprache, die der freien Formulierung mathematischer Zusammenhänge dienlich sein soll, muss hinreichend reichhaltig sein. Ebenfalls schrieb der Philosoph Ludwig Wittgenstein in seinem *Tractatus* den ähnlichen Gedanken »Die Grenzen meiner Sprache bedeuten die Grenzen meiner Welt.« Bislang fehlt das wichtige Konzept der Quantifizierung, das die Aussagenlogik zur Prädikatenlogik erweitert.

In der Prädikatenlogik treten *Aussageformen* auf. Das sind Formeln, die *freie Variablen* enthalten. Erst wenn jede der freien Variablen mit einem Wert belegt wird, entsteht eine Aussage. Außerdem treten Quantoren auf. Ein *Quantor* bindet eine freie Variable, und macht eine Aussageform dabei ebenfalls zu einer bestimmten Aussage.

Es sei $A(x)$ eine Aussageform mit der freien Variable x . Anstelle von $A(x)$ schreibt man auch kurzum A . Anstelle von $A(t)$ schreibt man auch $A[x := t]$ oder $A[t/x]$, womit die Ersetzung jedes Vorkommens von x durch den Term t gemeint ist. Genauer gesagt die Ersetzung jedes *freien* Vorkommens, wobei man außerdem einer möglichen Überschattung einer der in t enthaltenen Variablen aus dem Weg gehen muss. Diese Spitzfindigkeiten tauchen allerdings erst auf, wenn man mit Verschachtelungen von Quantoren hantiert. Ich will später näher darauf eingehen.

Die wesentlichen beiden Quantoren sind der *Allquantor* \forall und der *Existenzquantor* \exists . Man liest $\forall x: A(x)$ als »für alle x gilt $A(x)$ « oder »jedes x hat die Eigenschaft $A(x)$ «. Man liest $\exists x: A(x)$ als »es gibt mindestens ein x , für das $A(x)$ gilt« oder »mindestens ein x hat die Eigenschaft $A(x)$ «.

Quantifiziert wird immer über ein bestimmtes *Diskursuniversum*. Darunter versteht man die Gesamtheit der Objekte, auf die sich »für alle« und »es gibt« bezieht. Um bestimmten Komplikationen aus dem Weg zu gehen, muss es nichtleer sein. Zur Veranschaulichung des Übergangs von der Aussagenlogik zur Prädikatenlogik wählen wir ein endliches, das lediglich die Zahlen von eins bis vier enthält.

Die Aussage $\forall x: A(x)$ bedeutet nun insofern dasselbe wie

$$A(1) \wedge A(2) \wedge A(3) \wedge A(4).$$

Diese schlichte Konjunktion gibt Anlass zu der Schlussregel

$$\frac{\Gamma \vdash \forall x: A(x)}{\Gamma \vdash A(t)}. \quad (t \text{ muss eine der Zahlen von eins bis vier sein})$$

Die Beseitigung der Allquantifizierung darf insofern als Analogon zur Beseitigung der Konjunktion verstanden werden.

Im Fortgang soll $\Gamma \vdash A(a)$ bedeuten, dass die Aussageform $A(a)$ aus dem Kontext Γ ableitbar ist, wobei a beliebig gelassen wird. Man leitet die vier Sequenzen

$$\Gamma \vdash A(1); \quad \Gamma \vdash A(2); \quad \Gamma \vdash A(3); \quad \Gamma \vdash A(4)$$

sozusagen in einen Zug ab. Es stellt sich nun die Frage

$$\frac{\Gamma \vdash A(a)}{\Gamma \vdash \forall x: A(x)}?$$

Betrachten wir dazu $a = 1 \vdash A(a)$. Mit der bedenklichen Regel erhielte man aus ihr $a = 1 \vdash \forall x: A(x)$. Diese trifft insbesondere im Fall $a := 1$ zu. Nun braucht man $1 = 1$ nicht vorauszusetzen, womit man $\vdash \forall x: A(x)$ erhält. Den Quantor beseitigen wir nun noch mit $x := a$, und erhalten $\vdash A(a)$. Die Annahme wurde also aus der Sequenz herausgemogelt. Um dies zu unterbinden, legen wir fest, dass a keine freie Variable einer der Antezedenzen sein darf.

Die Regel zur Einführung ist demnach zu formulieren als

$$\frac{\Gamma \vdash A(a)}{\Gamma \vdash \forall x: A(x)} (a \notin \text{FV}(\Gamma, \forall x: A(x))).$$

Hierbei steht die Symbolik $\text{FV}(\Gamma)$ für die Menge der freien Variablen von Γ . Mit elementarer Mengenlehre definiert man sie präzise als Rekursion über den Formelaufbau. Man legt fest

$$\begin{aligned} \text{FV}(A \wedge B) &= \text{FV}(A \vee B) = \text{FV}(A \Rightarrow B) = \text{FV}(A \Leftrightarrow B) = \text{FV}(A) \cup \text{FV}(B), \\ \text{FV}(\neg A) &= \text{FV}(A), \quad \text{FV}(\forall x: A) = \text{FV}(\exists x: A) = \text{FV}(A) \setminus \{x\}, \\ \text{FV}(\perp) &= \text{FV}(\top) = \emptyset, \quad \text{FV}(P(t_1, \dots, t_n)) = \text{FV}(t_1) \cup \dots \cup \text{FV}(t_n). \end{aligned}$$

Hierbei steht P für ein n -stelliges Prädikat. Und es ist $\text{FV}(t)$ die Menge der Variablen des Terms t . Man legt sie abermals rekursiv fest als

$$\begin{aligned} \text{FV}(t_1 + t_2) &= \text{FV}(t_1 - t_2) = \text{FV}(t_1 \cdot t_2) = \text{FV}(t_1) \cup \text{FV}(t_2), \\ \text{FV}(-t) &= \text{FV}(t), \quad \text{FV}(v) = \{v\}, \quad \text{FV}(c) = \emptyset, \end{aligned}$$

wobei v für eine Variable und c für eine Konstante steht.

Die Aussage $\exists x: A(x)$ ist gleichwertig mit

$$A(1) \vee A(2) \vee A(3) \vee A(4).$$

Diese Perspektive gibt Anlass zur Einführungsregel

$$\frac{\Gamma \vdash A(t)}{\Gamma \vdash \exists x: A(x)}. \quad (t \text{ muss eine der Zahlen von eins bis vier sein})$$

Bei der Beseitigung müssen wir nun gewissermaßen eine Fallunterscheidung in die vier Fälle vornehmen und bestätigen, dass jeder Fall dieselbe Aussage B impliziert. Dies soll allerdings parametrisch in einer einzigen Ableitung stattfinden. Man gelangt zu

$$\frac{\Gamma \vdash \exists x: A(x) \quad \Gamma', A(u) \vdash B}{\Gamma, \Gamma' \vdash B} (u \notin \text{FV}(\Gamma, \Gamma', B, \exists x: A(x))).$$

Diese Regel wird wie folgt interpretiert. Mit der Existenzaussage $\exists x: A(x)$ liegt ein Zeuge u mit $A(u)$ vor. Unter Verwendung von $A(u)$ wird nun eine Aussage B abgeleitet, in der u nicht frei vorkommt. Somit gilt B unabhängig vom gewählten Zeugen, was notwendig ist, da unbekannt bleibt, welche der Zahlen von eins bis vier als Zeuge vorliegt.

Ohne die Bedingung an u ließe sich leicht Schabernack vollführen. Man könnte beispielsweise kurzerhand eine Existenzaussage zu einer Allaussage machen:

$$\frac{\vdash \exists x: A(x) \quad \overline{A(u) \vdash A(u)}}{\vdash A(u)} \\ \vdash \forall x: A(x)$$

Abschließend verbleibt noch näher zu erläutern, wie Substitution vonstatten geht. Ersetzt wird nur jedes freie Vorkommen einer Variablen. Ein durch einen Quantor gebundenes Vorkommen der Variable bleibt dagegen erhalten. So resultiert die Substitution

$$(P(x) \wedge \forall x: Q(x))[x := y] \quad \text{in} \quad P(y) \wedge \forall x: Q(x).$$

Außerdem darf es bei einer Substitution nicht zu einer Überschattung durch eine Variablenbindung kommen, engl. *capture-avoiding substitution*, was bedeuten soll, dass bei $A[x := t]$ keine der freien Variablen des Terms t durch eine in A befindliche Variablenbindung eingefangen wird. Die Substitution

$$(\forall y: P(x) \wedge Q(y))[x := y]$$

darf beispielsweise nicht direkt ausgeführt werden. Man geht der Überschtattung aus dem Weg, indem die gebundene Variable y zuerst in eine frische, nehmen wir z , umbenannt wird. Das Resultat der Substitution ist also

$$\forall z: P(y) \wedge Q(z), \quad \text{nicht} \quad \forall y: P(y) \wedge Q(y).$$

1.2.8. Substitution

Es ist noch zu präzisieren, wie Substitution genau vonstatten geht. Substituiert werden können sowohl atomare logische Variablen gegen Formeln als auch Individuenvariablen gegen Terme. Betrachten wir zunächst die logischen.

Allgemein definiert man ihre Substitution

$$A[P_1 := C_1, \dots, P_n := C_n], \text{ kurz } A[S] \text{ oder } S(A)$$

rekursiv über den Formelaufbau als

$$\begin{aligned} (\neg A)[S] &:= \neg(A[S]), & (\forall x: A)[S] &:= (\forall x: (A[S])), \\ (A \circ B)[S] &:= ((A[S]) \circ (B[S])), & (\exists x: A)[S] &:= (\exists x: (A[S])). \end{aligned}$$

wobei \circ jeder der zweistelligen Junktoren $\wedge, \vee, \Rightarrow, \Leftrightarrow$ ist. Die Basisfälle sind für die atomaren Variablen P_1, \dots, P_n und Q definiert gemäß

$$Q[P_1 := C_1, \dots, P_n := C_n] := \begin{cases} C_k, & \text{wenn sich } k \text{ mit } P_k = Q \text{ findet,} \\ Q, & \text{sonst.} \end{cases}$$

Für $n \geq 2$ spricht man von *simultaner Substitution*.

Für $n = 1$ vereinfacht sich die Substitution zu

$$Q[P := C] := \begin{cases} C, & \text{wenn } P = Q, \\ Q, & \text{wenn } P \neq Q. \end{cases}$$

Beispielsweise ist

$$(a \wedge b \Rightarrow a)[a := a \vee b] = ((a \vee b) \wedge b \Rightarrow (a \vee b)).$$

Simultane Substitution darf im Allgemeinen nicht schrittweise durchgeführt werden, weil dadurch ein anderes Resultat entstehen kann. Zum Beispiel ist

$$\begin{aligned} (a \wedge b)[a := b, b := c] &= (b \wedge c), \\ (a \wedge b)[a := b][b := c] &= (c \wedge c). \end{aligned}$$

Implementiert man die Substitution als Computerprogramm, bildet sie üblicherweise abstrakte Syntaxbäume auf abstrakte Syntaxbäume ab.

Die Substitution von Individuenvariablen gegen Terme definiert man ganz analog. Hier ist allerdings hinsichtlich der Quantoren zu beachten, dass nur freie Variablen substituiert werden, und man eine unter Umständen entstehende Überschattung durch Umbenennung der gebundenen Variablen umgehen muss.

1.2.9. Zur Syntax

So wie »Punktrechnung vor Strichrechnung« gilt, legt man für jeden Junktor zur Einsparung von Klammern eine Stufe der Priorität fest. In absteigender Rangfolge sind dies \neg , \wedge , \vee , \Rightarrow , \Leftrightarrow . So wird die Formel

$$\neg A \wedge B \vee C \Rightarrow D \quad \text{gelesen als} \quad (((\neg A) \wedge B) \vee C) \Rightarrow D.$$

Weiterhin legt man die Implikation als rechtsassoziativ fest. So wird

$$A \Rightarrow B \Rightarrow C \quad \text{gelesen als} \quad A \Rightarrow (B \Rightarrow C).$$

Wie den Junktoren kommt auch den Quantoren eine Rangstufe zu. Weil diese aber präfix sind, ist bei ihnen lediglich die rechte Seite zu berücksichtigen. Hier sind zwei Varianten verbreitet. In der Schreibweise $(\forall x)A(x)$ oder kurz $\forall x A(x)$ haben sie wie die Verneinung die höchste Rangstufe. In der Schreibweise $\forall x: A(x)$ oder $\forall x. A(x)$ dagegen die niedrigste, also eine Stufe niedriger als das Bikonditional, so dass alles hinter dem Doppelpunkt in den Wirkungsbereich des Quantors fällt. So wird

$$\forall x: A(x) \wedge B \Rightarrow C \quad \text{gelesen als} \quad \forall x: ((A(x) \wedge B) \Rightarrow C).$$

Manche Schüler haben Schwierigkeiten, die Struktur von Termen zu durchschauen. Infolge kann es bei ihnen zu Flüchtigkeitsfehlern bei der Ersetzung von Variablen durch Terme kommen. Sie vergessen, dass ein Term vor der Einfügung zunächst geklammert werden muss. Erst die Operatorrangfolge gewährt es, die Klammern unter Umständen nachträglich entfallen zu lassen. Für diese Schüler mag es förderlich sein, einen Term als *abstrakten Syntaxbaum* darzustellen. Gleichmaßen verhält es sich mit der Programmiersprache Lisp, die Terme als Schachtelung von Listen darstellt, deren Klammern obligatorisch sind. Die Aussage $A \wedge B \Rightarrow C$ ist beispielsweise beschreibbar als

$$(\text{implies } (\text{and } A \ B) \ C).$$

Im Wesentlichen veranschaulicht diese Schachtelung nichts anderes als den abstrakten Syntaxbaum. Man kann gewissermaßen sagen, dass Lisp eine Programmiersprache ohne Syntax ist. Fast ohne, im höheren Sinne ohne.

Um sich unmissverständlich auszudrücken, formalisieren Logiker die logische Sprache gern. Es wird hierzu eine *formale Sprache* spezifiziert, was vermittlels sogenannter *Produktionsregeln* gemacht werden kann. Insofern Produktionsregeln etwas kryptisch anmuten mögen, beschreiben Logiker die syntaktische Struktur auch in Worten. Für die Aussagenlogik üblicherweise folgendermaßen.

1. Die atomaren Variablen a, b, c usw. sind Formeln.
2. Die Symbole \perp, \top sind Formeln.
3. Ist A eine Formel, so ist auch $(\neg A)$ eine.
4. Sind A, B Formeln, so ist auch $(A \wedge B)$ eine.
5. Sind A, B Formeln, so ist auch $(A \vee B)$ eine.
6. Sind A, B Formeln, so ist auch $(A \Rightarrow B)$ eine.
7. Sind A, B Formeln, so ist auch $(A \Leftrightarrow B)$ eine.
8. Nichts anderes ist eine Formel.

Hierbei bleibt allerdings die Rangfolge und Assoziativität der Junktoren unberücksichtigt. Um sie festzulegen, kann man eine Grammatik der Form PEG – dies steht für *parsing expression grammar* – mit unterschiedlichen Nichtterminalsymbolen aufstellen. Die obige Regelung ist diesbezüglich als spezielle Grammatik betrachtbar, in der *Formel* das einzige Nichtterminalsymbol darstellt. Daraufhin kann mit der Technik des rekursiven Abstiegs ein Parser programmiert werden, der Formeln in abstrakte Syntaxbäume umwandelt. Zur Vollendung kann der Parser ggf. anschließend in einen effizienteren Bottom-up-Parser transformiert werden. Ich will hier nicht darauf eingehen, zumal dies Grundkenntnisse in der Programmierung voraussetzt. Ausführliche Erklärungen zu formalen Grammatiken und Parsern finden sich in Büchern über Compilerbau.

Schreibt man viele logische Formeln auf, drängt es, zumindest bei privaten Notizen und Rechnungen, nach Kurzschreibweisen. In der Logik ist für das Konditional $A \Rightarrow B$ auch die Schreibweise $A \rightarrow B$ gebräuchlich, für das Bikonditional $A \Leftrightarrow B$ entsprechend $A \leftrightarrow B$. Insbesondere in der Schaltalgebra schreibt man auch \bar{A} anstelle von $\neg A$, und AB anstelle von $A \wedge B$ sowie $A + B$ anstelle von $A \vee B$. Hierbei darf die Disjunktion $A + B$ allerdings nicht mit der Kontravalenz $A \oplus B$ verwechselt werden. Für die Quantifizierung $\forall x: A(x)$ bietet sich $\forall_x A_x$ oder $\forall x. A_x$ als kurz-schriftliche Form an.

1.3. Natürliches Schließen

1.3.1. Darstellungsformen

Abgeleitet werden soll das Theorem

$$\vdash (A \Rightarrow B) \Rightarrow (\neg B \Rightarrow \neg A).$$

Meine favorisierte und in diesem Buch genutzte Form der Darstellung des natürlichen Schließens fügt die aus den Schlussregeln erhaltenen Schlüsse wie Legosteine zu einem Baum zusammen, dem *Beweisbaum* oder *Herleitungsbaum*. Im Eigentlichen stehen in den Blättern die Grundsequenzen, und in der Wurzel das Theorem. Wie wir es bereits getan haben, arbeitet man allerdings auch mit Exemplaren, die irgendwelche Sequenzen in irgendwelche Sequenzen überführen, womit man zulässige Schlussregeln erhält. Allgemeiner ginge ferner die Formulierung als gerichteter azyklischer Graph, die bei einigen Beweisen ein wenig den Schreibaufwand reduzieren würde.

Der Beweisbaum des genannten Theorems ist:

$$\frac{\frac{\frac{}{\neg B \vdash \neg B} \text{Axiom} \quad \frac{\frac{A \Rightarrow B \vdash A \Rightarrow B}{} \text{Axiom} \quad \frac{A \vdash A}{} \text{Axiom}}{A \Rightarrow B, A \vdash B} \Rightarrow B}{\frac{A \Rightarrow B, \neg B, A \vdash \perp}{A \Rightarrow B, \neg B \vdash \neg A} \neg B}{\frac{A \Rightarrow B, \neg B \vdash \neg A}{A \Rightarrow B \vdash \neg B \Rightarrow \neg A} \neg E}{\vdash (A \Rightarrow B) \Rightarrow (\neg B \Rightarrow \neg A)} \Rightarrow E$$

Die Ausformulierung der Sequenzen verlangt langwieriges erneutes Aufschreiben der Antezedenzen. Sobald man das Prozedere einmal verstanden hat, erscheint es überausföhrlich. Man kann sich daher verkürzte Darstellungen der Beweisbäume überlegen:

$$\frac{\frac{\frac{1 \equiv \neg B}{2 \equiv A \Rightarrow B} \quad \frac{3 \equiv A}{2, 3 \vdash B}}{1, 2, 3 \vdash \perp} \quad \frac{\frac{\frac{\frac{\neg B^1}{A \Rightarrow B^2} \quad \bar{A}^3}{B} \quad \frac{\perp}{\neg A} \sim 3}{\neg B \Rightarrow \neg A} \sim 1}{(A \Rightarrow B) \Rightarrow (\neg B \Rightarrow \neg A)} \sim 2$$

Die linke Form kürzt die Antezedenzen durch Nummern ab. In der rechten Form entfallen die Antezedenzen vollständig. Stattdessen tauchen sie als in den Blättern

Tabelle 1.1.: Beweis in Form einer Liste von Tabellenzeilen

Abh.	Nr.	Aussage	Regel	auf
1	1	$\neg B$	Axiom	
2	2	$A \Rightarrow B$	Axiom	
3	3	A	Axiom	
2, 3	4	B	$\Rightarrow B$	2, 3
1, 2, 3	5	\perp	$\neg B$	1, 4
1, 2	6	$\neg A$	$\neg E$	5
2	7	$\neg B \Rightarrow \neg A$	$\Rightarrow E$	6
\emptyset	8	$(A \Rightarrow B) \Rightarrow (\neg B \Rightarrow \neg A)$	$\Rightarrow E$	7

gemachte nummerierte *Annahmen* auf, die im Fortgang zur Wurzel irgendwann zu tilgen sind. Ihre Tilgung erscheint nun als Randnotiz.

Eine weitere, sehr systematische Darstellung setzt den Beweis aus einer Liste von Tabellenzeilen zusammen. Allerdings ist sie ein wenig mühevoll zu lesen. Jede Zeile enthält eine Aussage und dahinter zusätzlich die Information, wie und woraus die Aussage abgeleitet wurde. Jede der Aussagen bekommt eine Nummer, siehe Tabelle 1.1. Die Nummerierung der Abhängigkeiten ist in derselben Reihenfolge wie zuvor bei den Bäumen angegeben. Wer die Liste genauer betrachtet, erkennt, dass die jeweilige Zeile nichts anderes als die Sequenz $\text{Abh.} \vdash \text{Nr.}$ darstellt.

Unabhängig von Gentzen entwickelte Stanisław Jaśkowski das natürliche Schließen einige Jahre zuvor. Während Gentzen Beweise als Bäume darstellte, nutzte Jaśkowski zunächst eine grafische Darstellung, die später von Frederic Brenton Fitch adaptiert wurde und in dieser Form nun als *Fitch-Style* bekannt ist. Die Abhängigkeit von einer Annahme wird hier kenntlich gemacht, indem die aus der Annahme abgeleiteten Aussagen hinter einer senkrechten Linie eingerückt stehen. Die Annahme selbst steht am Anfang der Einrückung, und zwar bereits innerhalb, weil sie ja von sich selbst abhängig ist. Siehe Tabelle 1.2.

Zu guter Letzt muss die klassische Darstellung der Beweisführung aufgeführt werden. Die in Worten. Sie zeichnet sich durch die Auslassung mühseliger technischer Details und blumige Formulierungen aus, soll aber genug Information enthalten, dass der Leser im Zweifel eine Formalisierung des Beweises erstellen und verifizieren kann.

Satz 1.1. Es gilt $(A \Rightarrow B) \Rightarrow (\neg B \Rightarrow \neg A)$.

Beweis. Aus der Annahme von sowohl $A \Rightarrow B$ als auch $\neg B$ als auch A ist ein

Tabelle 1.2.: Beweis im Fitch-Style

1			$A \Rightarrow B$		
2				$\neg B$	
3					
4				B	$\Rightarrow B, 1, 3$
5				\perp	$\neg B, 2, 4$
6				$\neg A$	$\neg E, 5$
7			$\neg B \Rightarrow \neg A$	$\Rightarrow E, 6$	
8		$(A \Rightarrow B) \Rightarrow (\neg B \Rightarrow \neg A)$	$\Rightarrow E, 7$		

Widerspruch abzuleiten. Man erhält B zunächst per Modus ponens aus $A \Rightarrow B$ und A . Nun steht $\neg B$ bereits im Widerspruch zu B . \square

Als komfortablen Bonus erhält man mit dem Theorem nun im Anschluss kurzerhand eine weitere zulässige Regel, die *Kontrapositionsregel*

$$\frac{\Gamma \vdash A \Rightarrow B}{\Gamma \vdash \neg B \Rightarrow \neg A}, \quad \text{denn} \quad \frac{\vdash (A \Rightarrow B) \Rightarrow (\neg B \Rightarrow \neg A) \quad \Gamma \vdash A \Rightarrow B}{\Gamma \vdash \neg B \Rightarrow \neg A}.$$

Fügt man ihr den Modus ponens an, findet sich der *Modus tollens*

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

1.3.2. Theoreme der Prädikatenlogik

In einer Formelsammlung zur Prädikatenlogik findet man eine Reihe von Äquivalenzen und Implikationen vor, von denen wir einige beweisen wollen.

Satz 1.2. Es ist $A \wedge \forall x: B(x)$ äquivalent zu $\forall x: A \wedge B(x)$, sofern die Variable x nicht frei in A vorkommt.

Beweis. Zur Implikation von links nach rechts findet sich der Baum:

$$\begin{array}{c}
 \frac{\frac{\frac{A \wedge \forall x: B(x)}{A}^1 \quad \frac{\frac{A \wedge \forall x: B(x)}{\forall x: B(x)}^1}{B(x)}}{A \wedge B(x)} \\
 \frac{\forall x: A \wedge B(x)}{(A \wedge \forall x: B(x)) \Rightarrow (\forall x: A \wedge B(x))} \sim 1
 \end{array}
 \qquad
 \begin{array}{c}
 \frac{\frac{\frac{A \wedge \forall x: B(x)}{A}^1 \quad \frac{\frac{A \wedge \forall x: B(x)}{\forall x: B(x)}^1}{B(u)}}{A \wedge B(u)} \\
 \frac{\forall x: A \wedge B(x)}{(A \wedge \forall x: B(x)) \Rightarrow (\forall x: A \wedge B(x))} \sim 1
 \end{array}$$

Beide Formen sind zulässig. Die rechte Form gibt dem Parameter den eigenen Bezeichner u , die linke nennt diesen ebenfalls so wie die gebundene Variable. In Worten würde man diesen Beweis wie folgt führen. Es sei u fest, aber beliebig, woraus $A \wedge B(u)$ abzuleiten ist. Laut Voraussetzung gilt sowohl A als auch $\forall x: B(x)$. Spezialisierung $x := u$ liefert $B(u)$. Ergo gilt sowohl A als auch $B(u)$, und somit $A \wedge B(u)$.

Zur Implikation von rechts nach links findet sich:

$$\begin{array}{c}
 \frac{\frac{\frac{\forall x: A \wedge B(x)}{A \wedge B(x)}^1 \quad \frac{\frac{\forall x: A \wedge B(x)}{A \wedge B(x)}^1}{B(x)}}{A} \\
 \frac{A \wedge \forall x: B(x)}{(\forall x: A \wedge B(x)) \Rightarrow (A \wedge \forall x: B(x))} \sim 1
 \end{array}
 \qquad
 \begin{array}{c}
 \frac{\frac{\frac{\forall x: A \wedge B(x)}{A \wedge B(u)}^1 \quad \frac{\frac{\forall x: A \wedge B(x)}{A \wedge B(u)}^1}{B(u)}}{A} \\
 \frac{A \wedge \forall x: B(x)}{(\forall x: A \wedge B(x)) \Rightarrow (A \wedge \forall x: B(x))} \sim 1
 \end{array}$$

In Worten: Es ist $A \wedge \forall x: B(x)$ abzuleiten, also sowohl A als auch $\forall x: B(x)$, was sich mit $B(u)$ für ein festes, aber beliebiges u bestätigt. Laut Voraussetzung erhält man $A \wedge B(u)$ per Spezialisierung $x := u$. Ergo gilt sowohl A als auch $B(u)$. \square

Die ausführliche Besprechung verdeutlicht nochmals, wie die Floskel *fest, aber beliebig* einen Parameter, über den die Argumentation verläuft, einführt. Der Parameter steht für ein *festes* Objekt, insofern er während der Argumentation für nur ein Objekt steht. Weil das Objekt *beliebig* ist, also keine Einschränkungen an dessen Beschaffenheit gemacht wurden, darf anschließend ohne Weiteres die Einführung einer Allquantifizierung vorgenommen werden. Es besteht im logischen System, wie es in diesem Buch dargelegt wurde, kein formaler Unterschied zwischen einem Parameter und einer Variable. Ein Parameter verhält sich als freie Variable.

1.3.3. Bezug zum Sequenzenkalkül

Einige Regeln des natürlichen Schließens bieten bei der Lesung eines Beweisbaums von der Wurzel aus zu den Blättern hin routinemäßige Zurückführung eines Ziels

Tabelle 1.3.: Die Regeln des Sequenzenkalküls

Linke Regel		Rechte Regel		
$\frac{\Gamma \vdash \Delta}{\Gamma, \Gamma' \vdash \Delta}$	$\frac{\Gamma, A, B \vdash \Delta}{\Gamma, A \wedge B \vdash \Delta}$	$\frac{\Gamma \vdash A, \Delta \quad \Gamma' \vdash B, \Delta'}{\Gamma, \Gamma' \vdash A \wedge B, \Delta, \Delta'}$	$\frac{\Gamma \vdash \Delta}{\Gamma \vdash \Delta, \Delta'}$	
$\frac{\Gamma, A, A \vdash \Delta}{\Gamma, A \vdash \Delta}$	$\frac{\Gamma, A \vdash \Delta \quad \Gamma', B \vdash \Delta'}{\Gamma, \Gamma', A \vee B \vdash \Delta, \Delta'}$	$\frac{\Gamma \vdash A, B, \Delta}{\Gamma \vdash A \vee B, \Delta}$	$\frac{\Gamma \vdash B, B, \Delta}{\Gamma \vdash B, \Delta}$	
$\frac{\Gamma, \top \vdash \Delta}{\Gamma \vdash \Delta}$	$\frac{\Gamma \vdash A, \Delta \quad \Gamma', B \vdash \Delta'}{\Gamma, \Gamma', A \Rightarrow B \vdash \Delta, \Delta'}$	$\frac{\Gamma, A \vdash B, \Delta}{\Gamma \vdash A \Rightarrow B, \Delta}$	$\frac{\Gamma \vdash \Delta, \perp}{\Gamma \vdash \Delta}$	
$\frac{}{\Gamma, \perp \vdash \Delta}$	$\frac{\Gamma \vdash A, \Delta}{\Gamma, \neg A \vdash \Delta}$	$\frac{\Gamma, A \vdash \Delta}{\Gamma \vdash \neg A, \Delta}$	$\frac{}{\Gamma \vdash \top, \Delta}$	

auf Unterziele. Jedoch nicht jede der Regeln, womit das Schließen dennoch zum Denksport wird. Aufgrund dessen gestaltet sich auch die Auffindung eines Algorithmus' zur automatischen Erzeugung eines Beweisbaums als schwierig.

Der Sequenzenkalkül macht das Schließen nun gänzlich zur Routine. Mithin ist zu diesem Kalkül ein Algorithmus zur Erzeugung von Beweisbäumen vergleichsweise leicht zu finden.

Man darf als dienlich erachten, dass die Darstellung des natürlichen Schließens, wie sie in diesem Buch dargelegt wurde, mit dem Sequenzenkalkül kompatibel ist. In ihm dürfen Sequenzen von der allgemeineren Form

$$A_1 \dots, A_m \vdash B_1, \dots, B_n$$

sein, die für die Aussage

$$A_1 \wedge \dots \wedge A_m \Rightarrow B_1 \vee \dots \vee B_n$$

steht. Um die Regeln des Sequenzenkalküls mittels natürlichem Schließen als zulässige Regeln herzuleiten, wird man daher zunächst die Übersetzungsregeln

$$\frac{\Gamma \vdash B_1 \vee \dots \vee B_n}{\Gamma \vdash B_1, \dots, B_n}, \quad \frac{\Gamma \vdash \perp}{\Gamma \vdash}, \quad \frac{\Gamma \vdash B_1, \dots, B_n}{\Gamma \vdash B_1 \vee \dots \vee B_n}, \quad \frac{\Gamma \vdash}{\Gamma \vdash \perp}.$$

fordern. Eine Auflistung der wesentlichen Regeln zeigt die Tabelle 1.3. Sie untergliedern sich in linke und rechte Regeln. Die linken gestatten es dabei, Ziele ebenfalls bezüglich Antezedenzen auf Unterziele zurückzuführen. Jede der Ansammlungen

$\Gamma, \Gamma', \Delta, \Delta'$ darf leer sein. Eine algorithmische Umsetzung der Beweissuche mag $\Gamma = \Gamma'$ und $\Delta = \Delta'$ setzen, für den Menschen entstünde dadurch aber umständlicher Schreibaufwand. Exemplarisch soll die linke Regel zur Disjunktion als zulässig bestätigt werden. Für sie findet sich der Baum:

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

Hierbei soll C die Disjunktion der Aussagen von Δ, Δ' sein.

Es folgt am Beispiel des Theoremschemas zur Kontraposition, wie das Schließen vonstatten geht. Die Beweisbäume wären von unten nach oben zu lesen, weil das, was weiter oben steht, eigentlich noch unbekannt ist:

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

Der Kalkül muss ein klassischer sein, sonst wäre die Kontraposition nicht rückgängig zu machen. Noch drastischere Einsicht diesbezüglich schaffen die Bäume:

$$\frac{\frac{\overline{A \vdash A}}{\vdash A, \neg A} \neg R}{\vdash A \vee \neg A} \vee L \quad \frac{\frac{\overline{A \vdash A}}{\vdash \neg A, A} \neg L}{\neg \neg A \vdash A} \neg R$$

Es gibt auch Varianten des Sequenzenkalküls, die ausschließlich die Ableitung von Theoremen der intuitionistischen Logik gestatten. Sie sind allerdings umständlicher zu verwenden, da es sich um Einschränkungen des klassischen Kalküls handelt. Bereits Gentzen beschrieb so einen als LJ in [1]. Eine sorgfältige Diskussion findet man in [12], [7].

Alternative Formen der Regeln zur Implikation sind

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

Die Regeln der Allquantifizierung sind

$$\frac{\Gamma, A(t) \vdash \Delta}{\Gamma, \forall x: A(x) \vdash \Delta}, \quad \frac{\Gamma \vdash A(u), \Delta}{\Gamma \vdash (\forall x: A(x)), \Delta} (u \notin \text{FV}(\Gamma, \Delta, A(x))),$$

die der Existenzquantifizierung sind

$$\frac{\Gamma, A(u) \vdash \Delta}{\Gamma, \exists x: A(x) \vdash \Delta} (u \notin \text{FV}(\Gamma, \Delta, A(x))), \quad \frac{\Gamma \vdash A(t), \Delta}{\Gamma \vdash (\exists x: A(x)), \Delta}.$$

Eine besondere Bedeutung besitzt die Schnittregel

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

Laut Gentzens Hauptsatz findet sich zu jedem Beweis einer Sequenz, in dem die Schnittregel zur Anwendung kommt, ein alternativer Beweis, der auf sie verzichtet. Kurzum ist sie zulässig, aber redundant. Dieses Resultat ist von großer Bedeutung für die Beweistheorie.

1.3.4. Bezug zum Tableaunkalkül

Der *Tableaunkalkül* ist ein systematisches Beweisverfahren, bei dem durch abermalige Zurückführung einer Formel auf kleinere Formeln ein Baum entsteht. In einer geläufigen Form des Verfahrens kommt der Beweis einer Aussage zustande, indem ihre Verneinung widerlegt wird. Die Widerlegung stellt sich dadurch her, dass jeder Pfad eine Formel enthält, deren Verneinung bereits auf dem direkten Pfad zur Wurzel vorkam, was auch als *Schließung* des Pfades bezeichnet wird. Der Baum verzweigt sich nicht bei jeder Formel. Man unterscheidet zwischen Formeln vom Typ einer Konjunktion und Formeln vom Typ einer Disjunktion. Lediglich bei den Formeln vom Typ einer Disjunktion findet eine Verzweigung statt.

Es stellt sich im Fortgang heraus, dass der Tableaunkalkül in der Logik nicht abgeschlossen steht. Ganz im Gegenteil lässt sich ein enger Bezug zum Schließen von Sequenzen herstellen. Genauer gesagt gehört zu jeder Regel des Tableaunkalküls eine zulässige Regel des Schließens von Sequenzen, womit sich dieser als ein Teilsystem des allgemeinen Sequenzenkalküls erweist.

Laut der Reductio ad absurdum ist $\Gamma \vdash A$ auf $\Gamma, \neg A \vdash \perp$ zurückführbar. Im Weiteren wird $\Gamma \vdash$ als Abkürzung für $\Gamma \vdash \perp$ geschrieben. Man ruft sich nun die Äquivalenz der Aussagen $A \Rightarrow B$ und $\neg A \vee B$ in Erinnerung. Weiterhin befindet man mit den de Morganschen Gesetzen die Aussage $\neg(A \wedge B)$ zu $\neg A \vee \neg B$ äquivalent, sowie $\neg(A \vee B)$ zu $\neg A \wedge \neg B$. Aus diesen Überlegungen heraus gelangt man zu den unverzweigenden zulässigen Regeln

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

und den verzweigenden zulässigen Regeln

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

Schließlich wäre noch festzustellen, dass $\Gamma, A, \neg A \vdash$ mit $\Gamma, A \vdash A$ gleichbedeutend ist, und somit die Rolle einer Grundsequenz einnehmen darf.

Ein Beispiel. Mit den aufgestellten Regeln ergibt sich für die Kontraposition der folgende Beweisbaum:

$$\begin{array}{c} \frac{\frac{\frac{\neg A, \neg B, \neg \neg A \vdash}{A \Rightarrow B, \neg B, \neg \neg A \vdash}}{A \Rightarrow B, \neg(\neg B \Rightarrow \neg A) \vdash}}{\neg((A \Rightarrow B) \Rightarrow (\neg B \Rightarrow \neg A)) \vdash} \\ \hline \vdash (A \Rightarrow B) \Rightarrow (\neg B \Rightarrow \neg A) \end{array} \quad \begin{array}{c} \neg((A \Rightarrow B) \Rightarrow (\neg B \Rightarrow \neg A)) \\ A \Rightarrow B \\ \neg(\neg B \Rightarrow \neg A) \\ \neg B \\ \neg \neg A \\ \hline \neg A \checkmark \quad B \checkmark \end{array}$$

Wird dieser Baum nun auf den Kopf gestellt und die Notation dergestalt verkürzt, dass jede der Formeln nur einmal aufgeschrieben werden braucht, findet sich die übliche Notation des Tableauealküls wieder. Die rechte Darstellung zeigt das Resultat dieser Umgestaltung. Man mag das Schließen von Sequenzen insofern als vielseitig bewerten. Die dazugewonnene Sichtweise schafft überdies ein tiefergründiges Verständnis des Tableauealküls.

1.4. Logik mit Gleichheit

1.4.1. Axiome der Gleichheit

Im Folgenden Abschnitt geht es um allgemeingültige Erwägungen zur Gleichheit. Das wären Gesetzmäßigkeiten, die die Gleichheit immer erfüllen soll, ungeachtet, ob sie zwischen zwei Zahlen, zwei Mengen, oder zwei wie auch immer gearteten Objekten besteht.

Moderne Formulierungen charakterisieren die Gleichheit durch die Axiome

$$\begin{aligned} \vdash \forall x: x = x, & \quad (\text{Reflexivität}) \\ \vdash \forall x: \forall y: x = y \Rightarrow A(x) \Rightarrow A(y). & \quad (\text{Ersetzung}) \end{aligned}$$

Das zweite Axiom stellt eigentlich ein Schema dar, weil dieses für jede Formel A gilt. Mit $A(u)$ sei hierbei gemeint, dass in A die ungenannte Variable u frei vorkommen darf, wobei $A(t)$ als $A(u)[u := t]$ für einen Term t , einschließlich $t = x$ und $t = y$, zu verstehen sein soll. Man gewinnt aus dem Schema kurzerhand die Regel

$$\frac{\Gamma \vdash t = t' \quad \Gamma' \vdash A(t)}{\Gamma, \Gamma' \vdash A(t')}. \quad (t, t' \text{ sind beliebige Terme})$$

Das erste Axiom charakterisiert insofern die Regel zur Einführung der Gleichheit, das zweite die Regel zur Beseitigung. Die Symmetrie der Gleichheit lässt sich aus den beiden Regeln ableiten. Sei hierzu $A(u) := (u = x)$. Nun ist $A(x) \Leftrightarrow (x = x)$ und $A(y) \Leftrightarrow (y = x)$. Man setze $t := x$ und $t' := y$. Es findet sich:

$$\frac{\overline{x = y \vdash x = y} \quad \overline{\vdash x = x}}{x = y \vdash y = x}$$

Aus dieser Sequenz erhält man anschließend

$$\vdash \forall x: \forall y: x = y \Rightarrow y = x.$$

Bezüglich $A(u) := (f(x) = f(u))$ führt die Ausübung der soeben gemachten Vorgehensweise auf

$$\vdash \forall x: \forall y: x = y \Rightarrow f(x) = f(y).$$

Es induziert die Ersetzungsregel für Funktionen,

$$\frac{\Gamma \vdash t = t'}{\Gamma \vdash f(t) = f(t')}.$$

Zu beachten wäre allerdings, dass f hierfür auf dem gesamten Diskursuniversum definiert sein muss. Würde das Symbol f mit einer Funktion belegt, die für eine bestimmte Belegung von x nicht definiert ist, was soll $f(x)$ dann sein?

Mehrmalige Anwendung des Ersetzungsaxioms ermöglicht darüber hinaus mehrstellige Ersetzungen wie

$$\vdash \forall x, x', y, y' : x = x' \wedge y = y' \Rightarrow A(x, y) \Rightarrow A(x', y'),$$

$$\vdash \forall x, x', y, y' : x = x' \wedge y = y' \Rightarrow f(x, y) = f(x', y').$$

Ferner implizieren die Axiome das Transitivgesetz

$$\vdash \forall x, y, z : x = y \wedge y = z \Rightarrow x = z.$$

Es steht $\forall x, y, z : A$ als Abkürzung für $\forall x : \forall y : \forall z : A$.

Ganz allgemein gilt

$$\vdash \forall x : \forall y : x = y \Rightarrow s(x) = s(y)$$

für jeden Term s . Dies bestätigt sich unschwer folgendermaßen. Sei h eine frische Hilfsvariable, die nicht frei in s vorkommt und

$$A :\Leftrightarrow (s[u := x] = s[u := h]),$$

wobei $s(x) = s[u := x]$ und $s(y) = s[u := y]$ ist. Der Schluss

$$\frac{\Gamma \vdash x = y \quad \vdash A[h := x]}{\Gamma \vdash A[h := y]}$$

vereinfacht sich nun zu

$$\frac{\Gamma \vdash x = y \quad \vdash s[u := x] = s[u := x]}{\Gamma \vdash s[u := x] = s[u := y]}, \text{ kurz } \frac{\Gamma \vdash x = y \quad \vdash s(x) = s(x)}{\Gamma \vdash s(x) = s(y)}.$$

Es genügt übrigens, das Ersetzungsaxiom für atomare Aussageformen zu fordern. Seien hierzu P, Q Prädikate. Sei $A(x)$ zum Beispiel die Formel $P(x) \wedge Q(x)$. Dann ist die Regel

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

zulässig, denn:

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

Für die anderen Junktoren klappt es analog. Per struktureller Induktion über den Formelaufbau bestätigt sich die Regel daraufhin in allgemeiner Weise als zulässig.

1.4.2. Von der Identität des Ununterscheidbaren

Dem Gleichheitsbegriff wohnt das *Principium identitatis indiscernibilium* inne, das *Prinzip der Identität des Ununterscheidbaren*, englisch *Identity of indiscernibles*. Es besagt, dass man keine zwei ungleichen Objekte finden kann, die in allen ihren Eigenschaften übereinstimmen. Man nennt es auch *Gleichheit nach Leibniz*, weil Wilhelm Gottfried Leibniz dieses im 27. Kaptiel von *Nouveaux Essais sur L'entendement humain II* im Bezug zum Kosmos beschrieb. Am Ende findet man das Wesentliche nochmals in fasslicher, bildhafter Form,

»Ich erinnere mich, dass eine große Prinzessin, die von erhabenem Geist ist, einmal sagte, als sie in ihrem Garten spazieren ging, dass sie nicht glaube, dass es zwei vollkommen ähnliche Blätter gebe. Ein geistreicher Herr, der mit auf dem Spaziergang war, glaubte, dass es leicht sein würde, solche zu finden; aber obwohl er viel suchte, wurde er durch seine Augen davon überzeugt, dass man immer einen Unterschied bemerken könne.«

Formalisierung erfährt das Prinzip durch die Aussage

$$(\forall P: P(x) \Leftrightarrow P(y)) \Rightarrow x = y.$$

Man sollte bedenken, dass diese Formulierung die Prädikatenlogik zweiter Stufe erfordert, da hier über Prädikate quantifiziert wird. Die Umkehrung

$$x = y \Rightarrow (\forall P: P(x) \Leftrightarrow P(y)).$$

wird als unbedenklich angesehen, so dass man das Prinzip auch als Äquivalenz formuliert. Die Umkehrung ist fast trivial aus den Axiomen ableitbar, weil es sich bereits um eine gewisse Form des Ersetzungsaxioms handelt. Umgekehrt können wir aus der Äquivalenz die beiden Axiome zurückgewinnen. Reflexivität besteht offenkundig, weil $P(x)$ immer äquivalent zu $P(x)$ ist. Und zum Ersetzungsaxiom wurde bereits ausgeführt, dass es genügt, dieses für Prädikate zu fordern.

Es verbleibt zu untersuchen, ob das Prinzip aus den Axiomen herleitbar ist. Hierzu wird $P(u) := (x = u)$ als Prädikat gewählt, womit $x = x$ als äquivalent zu $x = y$ vorausgesetzt wird. Weil $x = x$ gemäß Reflexivität vorliegt, erhält man wie gewünscht $x = y$.

1.4.3. Eindeutige Existenz

Gelegentlich tritt in der Mathematik eine Aussage der eindeutigen Existenz auf, dass heißt, eine Aussage, laut der das Objekt mit der geforderten Eigenschaft existiert und zudem eindeutig festgelegt ist. Beispielsweise existiert bei einer Funktion zu jedem Argument genau ein Wert. Weiterhin tritt bei sogenannten universellen Eigenschaften die Forderung eindeutiger Existenz auf. Sie führen in die Kategorientheorie, und der Leser mag daraus schließen, auch wenn er noch nie von ihr gehört hat, dass diese anscheinend die Prädikatenlogik mit Gleichheit als logisches System enthalten muss. Zumindest brauchen wir sie für die folgenden Ausführungen.

Formal ist die eindeutige Existenz fassbar als der Quantor

$$(\exists!x: A(x)) :\Leftrightarrow (\exists x: A(x) \wedge \forall y: A(y) \Rightarrow x = y).$$

Diese Aussage ist in Existenz und Eindeutigkeit zerlegbar gemäß

Satz 1.3. Es gilt die Äquivalenz

$$(\exists!x: A(x)) \Leftrightarrow (\exists x: A(x)) \wedge (\forall x, y: A(x) \wedge A(y) \Rightarrow x = y).$$

Beweis. Die linke Seite gelte. Dann liegt ein u mit $A(u)$ und $\forall y: A(y) \Rightarrow u = y$ vor. Der Existenzaussage wird mit $x := u$ genügt. Die Eindeutigkeit geht via

$$(\forall y: A(y) \Rightarrow u = y), A(x), A(y) \vdash x = y.$$

Wir spezialisieren die gegebene Allaussage einmal mit $y := x$ und einmal mit $y := y$. Mit $A(x)$ und $A(y)$ bekommt man daraufhin $u = x$ und $u = y$. Ergo folgt $x = y$ per Symmetrie und Transitivität der Gleichheit.

Die rechte Seite gelte. Dann liegt ein u mit $A(u)$ vor. Wir wählen $x := u$ für die Existenzaussage. Die Aussage $A(u)$ liegt bereits vor. Verbleibt $\forall y: A(y) \Rightarrow u = y$ zu bestätigen. Wir nehmen also $A(y)$ an. Aus der Spezialisierung der gegebenen Allaussage mit $x := u$ und $y := y$ wird $u = y$ via $A(u) \wedge A(y)$ abgetrennt. \square

Vorsorglich erwähnen möchte ich

$$(\forall x, y: A(x) \wedge A(y) \Rightarrow x = y) \Leftrightarrow (\forall x: A(x) \Rightarrow \forall y: A(y) \Rightarrow x = y).$$

Der Beweis sollte nicht viel Mühe bereiten.

1.5. Induktion

1.5.1. Einfache Induktion

In der Philosophie bezeichnet man als *Induktion* eine Art von Schlussfolgerung, die da ist der Schluss vom Speziellen auf das Allgemeine. Folgendes Beispiel verdeutlicht die Idee der Überlegung. Ein Gegenstand wird einmal fallen gelassen, man beobachtet wie dieser zu Boden fällt. Wiederholung des Experiments führt abermals zum selben Resultat. Induktiv schließt man daraus, dass dieses Resultat *immer* eintreten wird. Jedoch kann Induktion zu Fehlschlüssen führen, weshalb es nicht als mathematisches Beweisverfahren brauchbar ist. Nur weil bereits dreimal eine Toastbrotzscheibe auf die Marmeladenseite gefallen ist, heißt das nicht, dass dieses Resultat immer eintreten müsse. In der Mathematik bieten die Borwein-Integrale ein prägnantes Beispiel, wo leichtfertige Argumentation verhänglich wäre.

Mit der bedenklichen Induktion in der Philosophie teilt sich die *vollständige Induktion* den Namen. Sie ist allerdings unfehlbar. Das Verfahren ist für die moderne Mathematik und Informatik von wesentlicher Bedeutung.

Die vollständige Induktion wird vermittelt durch das Axiomenschema

$$\vdash A(0) \wedge (\forall n \in \mathbb{N}: A(n) \Rightarrow A(n+1)) \Rightarrow (\forall n \in \mathbb{N}: A(n)).$$

Es induziert die Regel

$$\frac{\Gamma \vdash A(0) \quad \Gamma', n \in \mathbb{N}, A(n) \vdash A(n+1)}{\Gamma, \Gamma' \vdash \forall n \in \mathbb{N}: A(n)} (n \notin \text{FV}(\Gamma')).$$

Zur Veranschaulichung wird gerne eine endlose Dominoreihe herangezogen. Fällt der erste Dominostein um, und ist sicher, dass mit einem Dominostein ebenso dessen Nachfolger umfällt, muss *jeder* Dominostein irgendwann umfallen.

Man bezeichnet $A(0)$ als den *Induktionsanfang*. Die Ableitung von $A(n+1)$ aus $A(n)$ heißt *Induktionsschritt*, wobei $A(n)$ darin die Bezeichnung *Induktionsvoraussetzung* trägt.

Ein erstes Beispiel. Man definiert die Potenz einer Zahl a rekursiv als

$$a^0 := 1, \quad a^{n+1} := aa^n.$$

Zu beweisen sei das Potenzgesetz

$$A(n) :\Leftrightarrow (ab)^n = a^n b^n.$$

Der Anfang $A(0)$ bestätigt sich via

$$(ab)^0 = 1 = 1 \cdot 1 = a^0 b^0.$$

Den Induktionsschritt $(A(n) \Rightarrow A(n+1))$ bestätigt die Rechnung

$$(ab)^{n+1} \stackrel{(1)}{=} (ab)(ab)^n \stackrel{\text{IV}}{=} aba^n b^n = aa^n bb^n \stackrel{(2)}{=} a^{n+1} b^{n+1}.$$

Die Stelle, wo $A(n)$ zur Anwendung kam, wurde mit IV annotiert, was für *Induktionsvoraussetzung* steht. Die Umformungen (1), (2) gelten laut Definition.

Bislang trat die Induktion so auf, dass der Anfang in der Zahl Null liegt. Aus der Regel folgt aber bereits, dass man den Anfang in jede beliebige natürliche Zahl legen kann.

Satz 1.4. Es gilt für $n, n_0 \in \mathbb{N}$ das allgemeine Schema

$$A(n_0) \wedge (\forall n \geq n_0: A(n) \Rightarrow A(n+1)) \Rightarrow (\forall n \geq n_0: A(n)).$$

Beweis. Die Prämisse wird spezialisiert mit $n := u + n_0$, wobei u beliebig sein darf, da $u + n_0 \geq n_0$ für jedes $u \in \mathbb{N}$ erfüllt ist. Es sei nun $B(u) := A(u + n_0)$. Demnach ist $A(n_0)$ äquivalent zu $B(0)$. Und es ist $A(u + n_0 + 1)$ äquivalent zu $B(u + 1)$. Insgesamt erhält man aus der Prämisse also

$$B(0) \wedge (\forall u: B(u) \Rightarrow B(u+1)).$$

Per herkömmlicher Induktion gilt also $B(u)$ bzw. $A(u + n_0)$ für jedes natürliche u . Wird dies nun mit der Resubstitution $u := n - n_0$ mit $n \geq n_0$ spezialisiert, erhält man $A(n)$, und somit schließlich die gesuchte Konklusion $(\forall n \geq n_0: A(n))$. \square

Spezialisieren ist hier formal zu verstehen. Das Resultat der Substitution ist eigentlich nicht weniger allgemein als die ursprüngliche Aussage.

Befasst man sich im Weiteren mit der Mengenlehre, wo gemeinhin mit Mengen argumentiert wird, bietet sich an, auch die Induktion bezüglich einer Menge zu formulieren. Sei hierzu $M \subseteq \mathbb{N}$ definiert als die Aussonderung

$$M := \{n \in \mathbb{N} \mid A(n)\}.$$

Mit $A(n) \Leftrightarrow n \in M$ nimmt das Schema der Induktion daraufhin die Form

$$\vdash 0 \in M \wedge (\forall n \in \mathbb{N}: n \in M \Rightarrow n+1 \in M) \Rightarrow M = \mathbb{N}$$

an. Man verwendet diese Variante vorwiegend, um die axiomatische Charakterisierung der natürlichen Zahlen in Bezug zur Mengenlehre zu bringen. Sie wurde Ende des 19. Jahrhunderts von Richard Dedekind und Giuseppe Peano erdacht. Das Axiom der Induktion ist darin als letzte und komplizierteste. Es lautet

$$\vdash \forall P: P(0) \wedge (\forall n: P(n) \Rightarrow P(S(n))) \Rightarrow (\forall n: P(n)).$$

Hiermit wird allerdings die Prädikatenlogik zweiter Stufe vorausgesetzt, weil über alle Prädikate P quantifiziert wird. Ein Verzicht auf die Logik zweiter Stufe ist aber möglich, indem das Axiom wie zuvor als Schema formuliert wird. Das so in die Prädikatenlogik erster Stufe gebrachte System nennt man die *Peano-Arithmetik*.

1.5.2. Starke Induktion

Die starke Induktion verstärkt die Induktionsvoraussetzung dahingehend, dass sie nicht nur für den unmittelbaren Vorgänger, sondern für sämtliche Vorgänger vorausgesetzt werden darf. Damit wird der Induktionsbeweis unter Umständen erleichtert. Die starke muss nicht extra axiomatisch gefordert werden, sie ist aus der herkömmlichen ableitbar.

Satz 1.5 (Starke Induktion). Es gilt das Schema

$$A(0) \wedge (\forall n \in \mathbb{N}: (\forall k \leq n: A(k)) \Rightarrow A(n+1)) \Rightarrow (\forall n \in \mathbb{N}: A(n))$$

Beweis. Sei hierzu

$$C(n) :\Leftrightarrow (\forall k \leq n: A(k)).$$

Die Prämissen seien angenommen. Es ist $A(0)$ gleichbedeutend mit $C(0)$. Wir überzeugen uns nun von der Folgerung

$$(\forall n \in \mathbb{N}: C(n) \Rightarrow A(n+1)) \Rightarrow (\forall n \in \mathbb{N}: C(n) \Rightarrow C(n+1)).$$

Sei also $n \in \mathbb{N}$ und $C(n)$ angenommen, dann haben wir auch $A(n+1)$ und somit $C(n) \wedge A(n+1)$, was äquivalent zu $C(n+1)$ ist. Per herkömmlicher Induktion gilt also $C(n)$ für jedes natürliche n . Aus $C(n)$ folgt aber $A(n)$, womit erst recht $A(n)$ für jedes natürliche n gilt. \square

Ein wenig eleganter formuliert sich das Schema auch in der Form

$$(\forall n \in \mathbb{N}: (\forall k < n: A(k)) \Rightarrow A(n)) \Rightarrow (\forall n \in \mathbb{N}: A(n)).$$

Weil keine natürliche Zahl kleiner als null existiert, greift hier das Prinzip der leeren Wahrheit, womit $A(0)$ trotzdem zu bestätigen ist.

Aus der starken Induktion leitet sich ein Sachverhalt ab, der von der Anschauung her evident erscheinen mag.

Satz 1.6 (Wohlordnungsprinzip).

Jede nichtleere Teilmenge von \mathbb{N} besitzt ein kleinstes Element.

Beweis. Gegenstand der Betrachtung sei die Menge $M \subseteq \mathbb{N}$. Mit $A(n) :\Leftrightarrow n \notin M$ ergibt sich aus dem Schema der starken Induktion die Aussage

$$(\forall n \in \mathbb{N}: \underbrace{(\forall k < n: k \notin M) \Rightarrow n \notin M}_{\neg(\forall k < n: k \notin M) \vee n \notin M}) \Rightarrow \underbrace{(\forall n \in \mathbb{N}: n \notin M)}_{M=\emptyset}.$$

Deren Kontraposition ist

$$M \neq \emptyset \Rightarrow (\exists n \in \mathbb{N}: (\forall k < n: k \notin M) \wedge n \in M).$$

Mit $M \subseteq \mathbb{N}$ ergibt sich in der Konklusion die Verkürzung

$$n \in \mathbb{N} \wedge n \in M \Leftrightarrow n \in \mathbb{N} \cap M = M.$$

Unternimmt man des Weiteren die Umformung

$$(\forall k < n: k \notin M) \Leftrightarrow (\forall k \in M: n \leq k),$$

gelangt man schließlich zur Behauptung

$$M \neq \emptyset \Rightarrow (\exists n \in M: \forall k \in M: n \leq k). \square$$

Insofern im Beweis ausschließlich Äquivalenzumformungen unternommen wurden, stellt sich heraus, dass das Wohlordnungsprinzip zur starken Induktion gleichwertig ist. Da in die Aussageform $A(n)$ per se nur natürliche Zahlen n eingesetzt werden, erhält man nämlich mit der Festlegung

$$M := \{n \in \mathbb{N} \mid \neg A(n)\}$$

das allgemeine Schema zurück.

Wird zum Wohlordnungsprinzip neuerlich die Kontraposition gebildet, jedoch ohne weitergehende Umformungen vorzunehmen, gelangt man zu

$$(\forall n \in M: \exists k \in M: k < n) \Rightarrow M = \emptyset.$$

Dieses Argument kann alternativ zur starken Induktion verwendet werden. In Worten betrachtet man die hypothetische Menge M der Elemente, die die Aussageform $A(n)$ nicht erfüllen. Kann gezeigt werden, dass zu jedem $n \in M$ ein $k \in M$ mit $k < n$ existieren würde, muss M leer sein, da sich andernfalls ein Widerspruch ergäbe, da M als Teilmenge der natürlichen Zahlen ein kleinstes Element besäße. Ist M leer, gilt $A(n)$ für jede natürliche Zahl n .

Statt vom Wohlordnungsprinzip sprechen manche vom *Prinzip des kleinsten Elements*, um eine Verwechslung mit dem *Wohlordnungssatz* zu vermeiden, einem Satz der Mengenlehre, nach welchem jede Menge wohlgeordnet werden kann.

1.5.3. Strukturelle Induktion

Die herkömmliche Induktion verläuft über die natürlichen Zahlen. Sie beginnt ohne Beschränkung der Allgemeinheit in der Null, und setzt sich dann schrittweise auf den Nachfolger fort. Es wird also $A(0)$ bestätigt, und $A(n+1)$ unter Annahme von $A(n)$.

Strukturelle Induktion verläuft allgemeiner über Knoten. Es gibt ein oder mehrere Anfangsknoten v_0 , für die jeweils der Induktionsanfang $A(v_0)$ zu bestätigen ist. Außerdem liegen Regeln vor, wie aus bereits vorhandenen Knoten neue Knoten abzuleiten sind. Die neuen Knoten nehmen die Rolle der Nachfolger ein. So entsteht ein Baum oder ein gerichteter Graph. Leitet sich v aus v_1 bis v_n ab, so besteht der zugehörige Induktionsschritt darin, dass $A(v)$ unter Annahme von $A(v_1)$ bis $A(v_n)$ gezeigt wird. Bei einem Baum verläuft die Induktion von den Blättern aus zu einer Wurzel hin. Die gewöhnliche Induktion verlief von der Null zu einer Zahl hin. Wurde alles gezeigt, ist die Induktion also *vollständig*, darf die Wurzel wie die Zahl beliebig sein.

Ich will versuchen, das Prinzip so mit Dominosteinen zu veranschaulichen, wie die herkömmliche Induktion als Fallen einer Dominoreihe verständlich wird. Man kann sich eine Regel als ein Plättchen bestimmter Art vorstellen. Sofern alle notwendigen Dominosteine das Plättchen erreichen, fällt es um, womit auch der auf das Plättchen folgende Dominostein umfällt. Abermals erreichen notwendige Steine, worunter auch oder nur Nachfolger zu finden sind, ein weiteres Plättchen, worauf auch dieses fällt. Das läuft zumindest solange, bis man das gewünschte Fallen des begehrten Wurzelsteins beobachtet. Als dynamischer Prozess gesehen, hat man hier eine kausale Struktur, bei der Wirkungen nur unter einer oder mehreren passenden Ursachen auftreten.

Die herkömmliche Induktion stellt einen Spezialfall der strukturellen Induktion dar, bei der die Bäume endliche Listen sind. Bei der strukturellen Induktion über den Formelaufbau verläuft die Induktion über Formeln. Sie beginnt in den atomaren Formeln. Die Regeln zur Ableitung sind die Produktionsregeln. Bei der strukturellen Induktion über die Konstruktion eines Beweises verläuft die Induktion über Sequenzen. Sie beginnt in den Grundsequenzen. Die Regeln zur Ableitung sind die Schlussregeln.

Ein weiteres Beispiel bietet die Induktion über die Punkte des Gitters $\mathbb{Z}_{\geq 0} \times \mathbb{Z}_{\geq 0}$. Sagen wir, der einzige Anfang ist $A(0, 0)$. Die erste Schrittweise bestehe in $A(m+1, n)$ unter Annahme $A(m, n)$. Die zweite Schrittweise bestehe in $A(m, n+1)$ unter Annahme $A(m, n)$. Diese Art von struktureller Induktion ist gleichwohl gegen die herkömmliche ersetzbar. Der Beweis untergliedert sich dabei in zwei Induktionsbeweise. Es wird zunächst $A(m, 0)$ für jedes m bestätigt und $A(m, 0)$ anschließend

als Anfang für $A(m, n)$ benutzt. Der zweite Induktionsbeweis ist so gesehen durch m parametrisiert, was nichts Schlimmes ist, denn parametrisierte Argumentation kennzeichnet ja das übliche Vorgehen zur Bestätigung allquantifizierter Aussagen.

Das folgende Beispiel zeigt den typischen Charakter struktureller Induktion besser. Es sei A ein Alphabet von Symbolen. Die Menge L der *einfach verketteten Listen* von Symbolen sei wie folgt als induktive Struktur definiert. Es sei $\emptyset \in L$ und mit $a \in L$ und einem Symbol $x \in A$ auch $f_x(a) \in L$ mit $f_x(a) := (x, a)$. Nichts anderes sei eine Liste. Bei einer Liste der Form des geordneten Paares (x, a) stellt x das anfängliche Element dar und a die restliche Liste. Konstruktionen dieser Art sind in den Grundzügen der Informatik geläufig. Zwar mögen sie ohne Verfügbarkeit von weitgehenden Optimierungen ineffizient sein, dafür stellen sie aber wichtige Hilfsmittel für die Theorie dar. In der Programmiersprache Scheme schreibt man beispielsweise $'()$ statt \emptyset und $(\text{cons } x \ a)$ statt $f_x(a)$.

Die Länge $l(a)$ einer Symbolliste a definieren wir nun rekursiv als

$$l(a) := \begin{cases} 0, & \text{wenn } a = \emptyset, \\ l(a_1) + 1, & \text{wenn } a = (a_0, a_1). \end{cases}$$

Genau genommen muss die induktive Struktur L diesbezüglich, damit diese Funktion unbestreitbar wohldefiniert ist, durch \emptyset und die f_x frei erzeugt sein, siehe Def. 3.38 auf S. 153, was sich aber unschwer bestätigen lässt. Die Konkatenation zweier Listen a, b definieren wir auf dieselbe Weise rekursiv als

$$a \circ b := \begin{cases} b, & \text{wenn } a = \emptyset, \\ (a_0, (a_1 \circ b)), & \text{wenn } a = (a_0, a_1). \end{cases}$$

Es sollte klar sein, dass für je zwei Listen a, b gilt

$$l(a \circ b) = l(a) + l(b).$$

Der strenge Beweis wird nun aber via struktureller Induktion über den Aufbau von a geführt. Im Induktionsanfang $a = \emptyset$ erhält man

$$l(\emptyset \circ b) = l(b) = 0 + l(b) = l(\emptyset) + l(b).$$

Zum jeweiligen Induktionsschritt bezüglich $x \in A$ findet sich die Rechnung

$$\begin{aligned} l((x, a) \circ b) &= l((x, a \circ b)) = l(a \circ b) + 1 \stackrel{\text{IV}}{=} l(a) + l(b) + 1 \\ &= l((x, a)) + l(b). \end{aligned}$$

1.6. Modallogik

1.6.1. Das System K

Die Modallogik handelt von den Weisen, wie eine Aussage ausgeprägt sein kann, was durch modalisierende Operatoren ausgedrückt wird. Es gibt unterschiedliche Systeme der Modallogik. In vielen Systemen finden sich zwei Modalitäten, die *Notwendigkeit* der Aussage und die *Möglichkeit* der Aussage. Allerdings artikulieren diese Sprechweisen nur die *alethische* Deutung der Modalitäten. Je nach System und Anwendung sind unterschiedliche Deutungen der Modalitäten zuträglich.

Ist A die Aussage »Es regnet«, drückt $\Box A$ die Aussage »Es regnet notwendigerweise« und $\Diamond A$ die Aussage »Es regnet möglicherweise« aus.

Die Modallogik scheint wichtiger für Philosophen als für Mathematiker. Indessen kamen mit der Zeit Anwendungen in der Mathematik und der Informatik zum Vorschein. Dem Basiswissen besonders dienlich ist meines Erachtens die *dynamische Logik* mit ihrer engen Beziehung zum Hoare-Kalkül bzw. zum dijkstraschen wlp-Kalkül. Diese Kalküle geben uns die Mittel in die Hand, Algorithmen auf ihre Korrektheit hin zu untersuchen. Die Funktion, die der Algorithmus darstellt, bekommt hierzu eine *Spezifikation*, bestehend aus einer *Vorbedingung* und einer *Nachbedingung*. Man zeigt nun, dass der Algorithmus auch das tut, was er soll, dergestalt dass der Wert der Funktion immer die Nachbedingung erfüllt, sofern ihre Argumente die Vorbedingung erfüllen.

Der Modallogik kommt somit auch eine gewisse Bedeutung für die praktische Arbeit zu, nicht nur für höhere mathematische respektive philosophische Erwägungen und Betrachtungen.

Wir wollen uns zunächst mit dem *System K* beschäftigen, dem Grundsystem der *normalen Modallogiken*. Spezifischere Systeme entstehen durch Hinzunahme weiterer Axiome. Das System K enthält sämtliche Regeln und Axiome der klassischen Aussagenlogik. Hinzu kommt die Regel

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

und das Schema

$$\vdash \Box(A \Rightarrow B) \Rightarrow (\Box A \Rightarrow \Box B). \quad (\text{Axiomenschema K})$$

Wie gehabt induziert das Schema sogleich eine zulässige Regel,

$$\frac{\Gamma \vdash \Box(A \Rightarrow B)}{\Gamma \vdash \Box A \Rightarrow \Box B}. \quad (\text{Regel K})$$

Wichtig ist, dass nur Theoreme Nezeissierung erfahren dürfen. Dagegen ist

$$\frac{a \vdash a}{a \vdash \Box a} \quad (\text{verboten})$$

ein unzulässiger Schluss. So ist $a \Rightarrow \Box a$ kein Theorem. Man wird mit der Semantik für das System K leicht ein Gegenmodell dieser Formel finden.

Man definiert $\Diamond A$ als äquivalent zu $\neg\Box\neg A$.

Statt der einfachen Nezeissierung und Schema K kann man auch eine einzige allgemeine Nezeissierungsregel voraussetzen. Mit $n \geq 0$ lautet sie

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

Man beweist die Regel per Induktion über n als zulässig. Im Anfang $n = 0$ nimmt sie schlicht die Form der Nezeissierungsregel an. Der Induktionsschritt wird durch den Beweisbaum

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

bestätigt.

Auch dem Fitch-Style wurde eine Darstellung der Schlüsse der Modallogik hinzugefügt. Sie ist meines Erachtens etwas schwieriger zu durchschauen als das Schließen von Sequenzen. Ich will in diesem Buch nicht näher darauf eingehen.

1.6.2. Das System S4

Das System S4 formt sich aus den Schemata KT4, siehe Tabelle 1.4.

Die Übersetzung nach Gödel-McKinsey-Tarski ist

$$\begin{array}{lll} P' = \Box P, & (A \wedge B)' = A' \wedge B', & (A \Rightarrow B)' = \Box(A' \Rightarrow B'), \\ \perp' = \perp, & (A \vee B)' = A' \vee B', & (\neg A)' = \Box \neg A'. \end{array}$$

Man deutet $\Box A$ als »A ist beweisbar«. Es ist A genau dann ein Theorem der intuitionistischen Logik, wenn A' ein Theorem im System S4 ist.

Tabelle 1.4.: Übersicht über zusätzliche Schemata

	Schema	Relationen	Formel
K	$\Box(A \Rightarrow B) \Rightarrow (\Box A \Rightarrow \Box B)$	sämtliche	keine Einschränkung
T	$\Box A \Rightarrow A$	reflexive	$\forall x: R_{xx}$
B	$A \Rightarrow \Box \Diamond A$	symmetrische	$\forall x, y: R_{xy} \Rightarrow R_{yx}$
D	$\Box A \Rightarrow \Diamond A$	serielle	$\forall x: \exists y: R_{xy}$
4	$\Box A \Rightarrow \Box \Box A$	transitive	$\forall x, y, z: R_{xy} \wedge R_{yz} \Rightarrow R_{xz}$
5	$\Diamond A \Rightarrow \Box \Diamond A$	euklidische	$\forall x, y, z: R_{xy} \wedge R_{xz} \Rightarrow R_{yz}$

1.7. Beweistheoretische Überlegungen

1.7.1. Ableitbarkeit

Auf das Urteil $\Gamma \vdash A$ blickt man aus zwei Sichtweisen. Zum einen stellt es als Sequenz zunächst ein syntaktisches Konstrukt dar, das Gegenstand eines formalen Systems ist. Zum anderen kommt darin ja die metasprachliche Aussage zum Ausdruck, dass A aus Γ ableitbar sei. Zur Schaffung von Klarheit wollen wir näher zwischen den beiden Sichtweisen unterscheiden. Dazu wird die metalogische Aussage mit einem Index versehen, der darüber informiert, welches logische System betrachtet wird. Wir notieren zum Beispiel $\Gamma \vdash_M A$ sowie $\Gamma \vdash_I A$ und $\Gamma \vdash_C A$ für die jeweilige Aussage bezüglich der minimalen, intuitionistischen und klassischen Logik. Insofern Sequenzen allerdings lediglich für endliche Kontexte erklärt sind, wird die folgende Erklärung vorgenommen.

Definition 1.1 (Ableitbarkeit).

Man nennt A im System S aus der Formelmeng Γ ableitbar, kurz $\Gamma \vdash_S A$, wenn eine endliche Menge $\Gamma_0 \subseteq \Gamma$ existiert, so dass die Sequenz $\Gamma'_0 \vdash A$ ableitbar ist, wobei mit Γ'_0 die syntaktische Entsprechung von Γ_0 gemeint sei.

Sofern Kontexte Listen sind, stellt Γ'_0 die Umwandlung von Γ_0 in eine Liste mit denselben Elementen dar. Im Folgenden soll nicht weiter pedantisch zwischen Γ_0 und Γ'_0 unterschieden werden, da unzweideutig aus dem Zusammenhang hervorgeht, was gemeint ist.

Zu einer endlichen Formelmeng Γ_0 gilt $\Gamma_0 \vdash_S A$ demzufolge genau dann, wenn die Sequenz $\Gamma_0 \vdash A$ ableitbar ist, symbolisch

$$(\Gamma_0 \vdash_S A) \Leftrightarrow (\vdash_S \Gamma_0 \vdash A).$$

Für die Ableitbarkeit besteht damit verbunden Kompaktheit, dergestalt dass $\Gamma \vdash_S A$ genau dann gilt, wenn ein endliches $\Gamma_0 \subseteq \Gamma$ mit $\Gamma_0 \vdash_S A$ existiert.

Weiterhin sind die Schlussregeln nun als metasprachliche Aussagen fassbar. So ist die Beseitigung der Subjunktion beschrieben durch

$$(\Gamma \vdash_C A \Rightarrow B) \wedge (\Gamma' \vdash_C A) \Rightarrow (\Gamma \cup \Gamma' \vdash_C B).$$

Anders als in der Regel dürfen Γ, Γ' hierbei auch unendlich sein. Eleganter finde ich hier aber, die Regel in der exportierten bzw. geschönfinkelten Form

$$(\Gamma \vdash_C A \Rightarrow B) \Rightarrow (\Gamma' \vdash_C A) \Rightarrow (\Gamma \cup \Gamma' \vdash_C B)$$

zu formulieren. Zur Anwendung einer Regel genügt daraufhin nämlich innerhalb des metalogischen Systems allein der Modus ponens. Außerdem kann eine Regel nun auch teilweise angewendet werden. So bestätigt der Schluss

$$\frac{(\emptyset \vdash_C A \Rightarrow B) \Rightarrow (\Gamma' \vdash_C A) \Rightarrow (\emptyset \cup \Gamma' \vdash_C B) \quad \emptyset \vdash_C A \Rightarrow B}{(\Gamma' \vdash_C A) \Rightarrow (\Gamma' \vdash_C B)} \text{MP}$$

die Regel, laut der $\Gamma' \vdash B$ aus $\Gamma' \vdash A$ abgeleitet werden darf, als zulässig, sofern denn die Sequenz $\vdash A \Rightarrow B$ ableitbar ist. Spinnen wir diese Vorgehensweise weiter fort, hält uns nichts davon ab, natürliches Schließen als metalogisches System selbst zu verwenden. Die Subjunktionseinführung

$$\frac{(\Gamma \vdash_C A) \vdash (\Gamma \vdash_C B)}{\vdash (\Gamma \vdash_C A) \Rightarrow (\Gamma \vdash_C B)}$$

präzisiert für endliches Γ nun den Gedankengang, dass die Regel

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

als zulässig erkannt wird, indem $\Gamma \vdash_C B$ unter Annahme von $\Gamma \vdash_C A$ abgeleitet wird. Damit fallen die metalogischen Überlegungen selbst unter die Formalisierung. Dies wird man spätestens dann nicht mehr leugnen können, wenn die Metalogik durch einen Beweisassistenten bereitgestellt wird.

Vermittels der Einführung von Grundsequenzen, der Abschwächungsregel und des Modus ponens gelangt man zu den drei Einsichten

$$\begin{array}{ll} A \in \Gamma \Rightarrow (\Gamma \vdash_C A), & \text{(Extensivität)} \\ \Gamma \subseteq \Gamma' \wedge (\Gamma \vdash_C A) \Rightarrow (\Gamma' \vdash_C A), & \text{(Monotonie)} \\ (\Gamma \cup \{A\} \vdash_C B) \wedge (\Gamma \vdash_C A) \Rightarrow (\Gamma \vdash_C B). & \text{(Schnittregel)} \end{array}$$

Eine Darstellung aus der Sichtweise der Mengenlehre fördert die Einordnung dieser Sachverhalte. Als Hilfsmittel dient hierbei der *tarskische Konsequenzoperator*

$$\text{Cn}_S(\Gamma) := \{A \mid \Gamma \vdash_S A\},$$

der Γ die Menge aller Formeln zuordnet, die aus Γ ableitbar sind. Man spricht auch vom *Inferenzoperator* oder vom *deduktiven Abschluss*. Wir schreiben kurz Cn statt Cn_C . Dieser genügt den drei Axiomen

$$\begin{aligned} \Gamma &\subseteq \text{Cn}(\Gamma), & (\text{Extensivität}) \\ \Gamma &\subseteq \Gamma' \Rightarrow \text{Cn}(\Gamma) \subseteq \text{Cn}(\Gamma'), & (\text{Monotonie}) \\ \text{Cn}(\text{Cn}(\Gamma)) &\subseteq \text{Cn}(\Gamma). & (\text{Abgeschlossenheit}) \end{aligned}$$

Das heißt, es handelt sich bei Cn um einen Hüllenoperator. Aus der Anfügung der Monotonie an die Extensivität folgt auch die Umkehrung der Abgeschlossenheit. Somit gilt mehr noch die Idempotenz

$$\text{Cn}(\text{Cn}(\Gamma)) = \text{Cn}(\Gamma).$$

Die vormalig vorhandene Schnittregel leitet sich aus den drei Axiomen ab. Sie wird zunächst in die Form

$$A \in \text{Cn}(\Gamma) \Rightarrow \text{Cn}(\Gamma \cup \{A\}) \subseteq \text{Cn}(\Gamma)$$

gebracht. Es gilt $\Gamma \cup \{A\} \subseteq \text{Cn}(\Gamma)$, denn $\Gamma \subseteq \text{Cn}(\Gamma)$ gilt gemäß Extensivität, und $\{A\} \subseteq \text{Cn}(\Gamma)$ gilt gemäß der Prämisse. Laut Monotonie und Idempotenz folgt

$$\text{Cn}(\Gamma \cup \{A\}) \subseteq \text{Cn}(\text{Cn}(\Gamma)) = \text{Cn}(\Gamma).$$

Obgleich die Abgeschlossenheit intuitiv klar erscheint, ist sie umgekehrt aus der Schnittregel zu gewinnen. Prämisse sei also $A \in \text{Cn}(\text{Cn}(\Gamma))$, womit $\text{Cn}(\Gamma) \vdash_C A$. Das heißt aber, es existiert eine endliche Teilmenge

$$\{A_1, \dots, A_n\} \subseteq \text{Cn}(\Gamma) \text{ mit } \{A_1, \dots, A_n\} \vdash_C A.$$

Mithin gilt $\Gamma \vdash_C A_k$ zu jedem k . Nun unternimmt man der Reihe nach den Schnitt der Form

$$\frac{\Gamma \cup \{A_1, \dots, A_k\} \vdash_C A \quad \Gamma \vdash_C A_k}{\Gamma \cup \{A_1, \dots, A_{k-1}\} \vdash_C A}$$

zu den k von $k = n$ bis $k = 1$. Man gelangt damit schließlich zu $\Gamma \vdash_C A$, also zu der gewünschten Feststellung $A \in \text{Cn}(\Gamma)$.

1.7.2. Die zulässige Ersetzungsregel

Mit der Äquivalenz zweier Aussagen verhält es sich in gewisser Weise wie mit einer Gleichheit. Und zwar vermittelt die *zulässige Ersetzungsregel*, eine Teilformel gegen eine zu ihr äquivalente Formel ersetzen zu dürfen, analog wie bei der Termumformung eines Teilterms. Sie ermöglicht die bequeme Äquivalenzumformung von Aussagen, womit man sie als besonders nützlich erachten darf.

Satz 1.7 (Zulässige Ersetzungsregel).

Es gelten die beiden gleichwertigen Regeln

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

Beweis. Zunächst zur Gleichwertigkeit der beiden Regeln:

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

Wir führen nun eine strukturelle Induktion über den Formelaufbau durch. Die Behauptung wird hierbei in der Form

$$\frac{\Gamma \vdash F \Leftrightarrow F'}{\Gamma, C(F) \vdash C(F')}, \quad C(F) := C[P := F], \quad C(F') := C[P := F']$$

geschrieben. Weil F, F' vertauscht werden dürfen, erhält man somit auch die umgekehrte Folgerung, so dass die Äquivalenz von $C(F)$ und $C(F')$ hergestellt wird. Wir definieren die Abkürzungen

$$A := C(F), \quad A' := C(F'), \quad B := D(F), \quad B' := D(F').$$

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

Zum Induktionsschritt. Man hat nun

$$(C \wedge D)[P := F] \Leftrightarrow C[P := F] \wedge D[P := F] \Leftrightarrow A \wedge B$$

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

$$\begin{array}{lll} \Gamma, A \wedge B \vdash A' \wedge B', & \Gamma, A \Rightarrow B \vdash A' \Rightarrow B', & \Gamma, \forall x: A \vdash \forall x: A', \\ \Gamma, A \vee B \vdash A' \vee B', & \Gamma, A \Leftrightarrow B \vdash A' \Leftrightarrow B', & \Gamma, \exists x: A \vdash \exists x: A' \end{array}$$

und $\Gamma, \neg A \vdash \neg A'$. Es findet sich:

$$\frac{\frac{\Gamma \vdash A \Leftrightarrow A'}{\Gamma, A' \vdash A} \quad \neg A \vdash \neg A}{\Gamma, \neg A, A' \vdash \perp} \quad \frac{\Gamma \vdash A \Leftrightarrow A' \quad \frac{A \wedge B \vdash A \wedge B}{A \wedge B \vdash A}}{\Gamma, A \wedge B \vdash A'} \quad \frac{\Gamma \vdash B \Leftrightarrow B' \quad \frac{A \wedge B \vdash A \wedge B}{A \wedge B \vdash B}}{\Gamma, A \wedge B \vdash B'} \\ \hline \Gamma, \neg A \vdash \neg A' \quad \Gamma, A \wedge B \vdash A' \wedge B'$$

Die Erstellung der restlichen Bäume sei dem Leser überlassen.

Für die Quantoren findet sich:

$$\frac{\frac{\Gamma \vdash A \Leftrightarrow A'}{\Gamma \vdash A \Rightarrow A'} \quad \frac{\forall x: A \vdash \forall x: A}{\forall x: A \vdash A}}{\Gamma, \forall x: A \vdash A'} \quad \frac{\Gamma \vdash A \Leftrightarrow A' \quad \frac{\Gamma \vdash A \Rightarrow A' \quad A \vdash A}{\Gamma, A \vdash A'}}{\frac{\exists x: A \vdash \exists x: A \quad \Gamma, A \vdash \exists x: A'}{\Gamma, \exists x: A \vdash \exists x: A'} \quad x \notin \text{FV}(\Gamma)}$$

Es darf hierbei $x \notin \text{FV}(\Gamma)$ vorausgesetzt werden, weil die gebundene Variable andernfalls ja vor der Betrachtung in eine frische umbenannt werden kann. \square

Es wäre noch zu erwähnen, dass die Regel bei den modalisierenden Operatoren für gewöhnlich unzulässig ist. So ist in den modallogischen Systemen K, T, B, D, S4, S5 keine der Formeln

$$(a \Leftrightarrow b) \Rightarrow (\Box a \Leftrightarrow \Box b), \\ (a \Leftrightarrow b) \Rightarrow (\Diamond a \Leftrightarrow \Diamond b)$$

ein Theorem. Ein Gegenmodell ist jeweils schnell gefunden, dafür bedarf es nicht mehr als zwei Welten.

Es besteht hier aber ein wesentlicher Unterschied zwischen relativer Äquivalenz $\Gamma \vdash A \Leftrightarrow B$ und absoluter Äquivalenz $\vdash A \Leftrightarrow B$. Zu einer absoluten Äquivalenz gilt die Ersetzungsregel selbst in der Modallogik. Der Induktionsbeweis wird hierzu für leeres Γ erweitert um:

$$\frac{\frac{\vdash A \Leftrightarrow A'}{\vdash A \Rightarrow A'}}{\vdash \Box(A \Rightarrow A')} \quad \frac{\frac{\vdash A \Leftrightarrow A'}{\vdash A' \Rightarrow A}}{\vdash \Box(A' \Rightarrow A)} \quad \frac{\frac{\vdash A \Leftrightarrow A'}{\vdash \neg A \Leftrightarrow \neg A'}}{\vdash \Box \neg A \Leftrightarrow \Box \neg A'} \\ \hline \vdash \Box A \Leftrightarrow \Box A' \quad \vdash \Diamond A \Leftrightarrow \Diamond A'$$

Der Leser möge diesbezüglich zunächst Abschnitt 1.6 studieren.

1.8. Zur Beweisführung

1.8.1. Widerspruchsbeweise

Beim *Beweis durch Widerspruch* widerlegt man eine Aussage, indem gezeigt wird, dass die Annahme der Aussage zu einem logischen Widerspruch führt. In manchen Situationen bietet diese Art der Argumentation eine große Hilfe. So schreibt der britische Mathematiker Godfrey Harold Hardy in seinem Essay *A Mathematician's Apology* die Worte

»The proof is by *reductio ad absurdum*, and *reductio ad absurdum*, which Euclid loved so much, is one of a mathematician's finest weapons. It is a far finer gambit than any chess gambit: a chess player may offer the sacrifice of a pawn or even a piece, but a mathematician offers *the game*.«

Zur Schaffung von Klarheit muss man zunächst zwei inhaltlich verschiedene Arten des Widerspruchsbeweises unterscheiden. Präzisieren lässt sich diese Unterscheidung anhand der Regeln

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

Die linke Regel stellt die stets verfügbare Negationseinführung dar, die man auch als *Widerlegung durch Widerspruch* bezeichnen kann. In der rechten Regel, der klassischen *Reductio ad absurdum*, gelangt man zunächst per Negationseinführung von $\Gamma, \neg A \vdash \perp$ zu $\Gamma \vdash \neg \neg A$, und daraufhin zu $\Gamma \vdash A$. Die Beseitigung der Doppelnegation ist allerdings lediglich in der klassischen Logik verfügbar, in der intuitionistischen gilt sie dagegen als unzulässig.

Manche stellen die Regeln in einer Form dar, in der die Kontradiktion nicht explizit auftaucht. Wir erhalten sie als zulässige Regeln, indem der Einführung der Kontradiktion direkt ihre Beseitigung angeschlossen wird. Es findet sich

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

Wie zuvor ist die linke Form allgemein verfügbar, die rechte dagegen nur bei Vorhandensein der Beseitigung der Doppelnegation.

1.8.2. Klassische Kontraposition

Eine weitere Regel ist die umgekehrte Kontraposition

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

Sie verlangt ebenfalls die klassische Logik. Mit ihr lässt sich nämlich die klassische Reductio ad absurdum herleiten:

$$\begin{array}{c}
 \frac{\Gamma, \neg A \vdash \perp}{\Gamma, \neg A, \top \vdash \perp} \text{ Abschwächung} \\
 \frac{\Gamma, \neg A, \top \vdash \perp}{\Gamma, \neg A \vdash \neg \top} \text{ Neg-Einf.} \\
 \frac{\Gamma, \neg A \vdash \neg \top}{\Gamma \vdash \neg A \Rightarrow \neg \top} \text{ Subj-Einf.} \\
 \frac{\Gamma \vdash \neg A \Rightarrow \neg \top}{\Gamma \vdash \top \Rightarrow A} \text{ bedenklich} \qquad \frac{}{\top \vdash \top} \text{ Axiom} \\
 \frac{\Gamma \vdash \top \Rightarrow A \quad \top \vdash \top}{\Gamma, \top \vdash A} \text{ Modus ponens} \\
 \frac{\Gamma, \top \vdash A}{\Gamma \vdash A} \text{ Kürzung der Tautologie}
 \end{array}$$

Weil alle anderen Schlüsse unbedenklich sind, kann die umgekehrte Kontraposition als der bedenkliche Schritt identifiziert werden. In der klassischen Logik ist sie allerdings zulässig. Die Herleitung unter Verwendung der Beseitigung der Doppelnegation sei dem Leser überlassen. Als kleiner Tipp sei aber gegeben, dass die Einführung der Doppelnegation unter allen Umständen zulässig ist, wie man sich unschwer überzeugt.

Wir schreiben die Abkürzungen DNE für die Beseitigung der Doppelnegation, LEM für den Satz vom ausgeschlossenen Dritten und EFQ für ex falso quodlibet. Eine Alternative zu DNE bietet LEM zuzüglich EFQ. Manche Beweise verkürzen sich damit, andere verlängern sich. Tatsächlich lässt sich DNE aus LEM zuzüglich EFQ herleiten. Umgekehrt lässt sich sowohl LEM als auch EFQ aus DNE herleiten. Es tut sich die Frage auf, ob sich EFQ aus LEM herleiten lässt. Die Antwort darauf lautet nein. Eine ausführliche Untersuchung findet man in [6].

1.8.3. Notwendige und hinreichende Bedingungen

Manchmal trifft man auf die Ausdrucksweise, eine Bedingung B sei für eine Aussage A notwendig. Sie sagt aus, dass $\neg B$ zu $\neg A$ führt. Falls die Bedingung verletzt ist, kann die Aussage unmöglich gelten. Es liegt demnach die Implikation $\neg B \Rightarrow \neg A$ vor. Sie wird im Sinne der klassischen Logik verstanden. Man hat also

$$(A \Rightarrow B) \Leftrightarrow (B \text{ ist notwendig für } A).$$

Die Ausdrucksweise, eine Bedingung B sei für A hinreichend, sagt aus, dass B die Aussage A bereits nach sich zieht. Es liegt demnach die Implikation $B \Rightarrow A$ vor. Man hat also

$$(B \Rightarrow A) \Leftrightarrow (B \text{ ist hinreichend für } A).$$

Ist eine Bedingung B sowohl notwendig als auch hinreichend für A , liegt eine Äquivalenz vor. Man hat also

$$(A \Leftrightarrow B) \Leftrightarrow (B \text{ ist notwendig und hinreichend für } A).$$

Tabelle 1.5.: Verneinung von Aussagen

$\neg(A \wedge B) \Leftrightarrow \neg A \vee \neg B$	$\neg(\forall x: A(x)) \Leftrightarrow (\exists x: \neg A(x))$	$\neg \perp \Leftrightarrow \top$
$\neg(A \vee B) \Leftrightarrow \neg A \wedge \neg B$	$\neg(\exists x: A(x)) \Leftrightarrow (\forall x: \neg A(x))$	$\neg \top \Leftrightarrow \perp$
$\neg(A \Rightarrow B) \Leftrightarrow A \wedge \neg B$	$\neg(A \Leftrightarrow B) \Leftrightarrow A \oplus B$	$\neg \neg A \Leftrightarrow A$

1.8.4. Verneinung von Aussagen

Die Verneinung von All- und Existenzaussagen besitzt Umformungen, die analog zu den de morganschen Gesetzen vonstatten gehen. In Tabelle 1.5 ist die jeweilige Gesetzmäßigkeit hinter das jeweilige de morgansche Gesetz gestellt. Die Beweise sind in Tabelle 1.6 ausgeführt.

In Worten gilt eine Aussageform $A(x)$ genau dann nicht für jedes x , wenn sich mindestens ein x findet, für das $A(x)$ nicht gilt. Und es existiert genau dann kein $A(x)$ erfüllendes x , wenn $A(x)$ für jedes x nicht gilt.

In Verbindung mit der Ersetzungsregel ermöglichen die in Tabelle 1.5 aufgeführten Gesetze die äquivalente Umformung verneinter Aussagen, die solange fortgeführt werden kann, bis die Verneinung durch alle Junktoren und Quantoren der Aussage gedungen ist. Mit der Entfaltung von Def. 3.1, die später auf S. 91 eingeführt wird, findet sich zum Beispiel die Umformung

$$\begin{aligned}
 \neg(\forall x \in M: A(x)) &\Leftrightarrow \neg(\forall x: x \in M \Rightarrow A(x)) \\
 &\Leftrightarrow (\exists x: \neg(x \in M \Rightarrow A(x))) \\
 &\Leftrightarrow (\exists x: x \in M \wedge \neg A(x)) \\
 &\Leftrightarrow (\exists x \in M: A(x)).
 \end{aligned}$$

Es stellt sich somit heraus, dass die Verneinung der beschränkten Quantifizierung ebenfalls analog zu den de morganschen Gesetzen umgeformt wird. Es gilt

$$\begin{aligned}
 \neg(\forall x \in M: A(x)) &\Leftrightarrow \exists x \in M: \neg A(x), \\
 \neg(\exists x \in M: A(x)) &\Leftrightarrow \forall x \in M: \neg A(x).
 \end{aligned}$$

Tabelle 1.6.: Zur Verneinung von All- und Existenzaussagen

$\frac{\frac{\frac{1 \equiv \exists x: A(x)}{2 \equiv \forall x: \neg A(x)} \quad \frac{2 \vdash \neg A(u)}{3 \equiv A(u)}}{1, 2 \vdash \perp} \quad \frac{2, 3 \vdash \perp}{1, 2 \vdash \perp}$ $\frac{2 \vdash \neg \exists x: A(x)}{\vdash (\forall x: \neg A(x)) \Rightarrow \neg(\exists x: A(x))}$		$\frac{\frac{\frac{1 \equiv \neg \exists x: A(x)}{2 \equiv A(x)} \quad \frac{2 \vdash \exists x: A(x)}{1, 2 \vdash \perp}}{1 \vdash \neg A(x)} \quad \frac{1 \vdash \neg A(x)}{1 \vdash \forall x: \neg A(x)}$ $\vdash \neg(\exists x: A(x)) \Rightarrow (\forall x: \neg A(x))$	
$\frac{\frac{\frac{1 \equiv \exists x: \neg A(x)}{2 \equiv \neg A(u)} \quad \frac{3 \equiv \forall x: A(x)}{3 \vdash A(u)}}{2, 3 \vdash \perp} \quad \frac{1, 3 \vdash \perp}{1 \vdash \neg \forall x: A(x)}$ $\vdash (\exists x: \neg A(x)) \Rightarrow \neg(\forall x: A(x))$		$\frac{\frac{\frac{2 \equiv \neg \exists x: \neg A(x)}{2 \vdash \forall x: \neg \neg A(x)} \quad \frac{2 \vdash \neg \neg A(x)}{2 \vdash A(x)}}{1 \equiv \neg \forall x: A(x)} \quad \frac{2 \vdash \forall x: A(x)}{1, 2 \vdash \perp}$ $\frac{1 \vdash \neg \neg \exists x: \neg A(x)}{1 \vdash \exists x: \neg A(x)} \quad \frac{1 \vdash \exists x: \neg A(x)}{\vdash \neg(\forall x: A(x)) \Rightarrow (\exists x: \neg A(x))}$	

2. Semantik

2.1. Die klassische Semantik der Aussagenlogik

2.1.1. Die Erfüllungsrelation

Bislang trat die Logik in der Form eines formalen Systems in Erscheinung. Gegenstand eines solchen Systems sind im Allgemeinen *Wörter* einer formalen Sprache; im natürlichen Schließen sind das die Sequenzen. Einige Wörter, die *Axiome*, werden als gegeben vorausgesetzt. Unter Anwendung von *Ableitungsregeln*, auch *Inferenzregeln* genannt, das sind die Schlussregeln, leitet man aus bereits abgeleiteten Wörtern weitere Wörter der Sprache ab. In diesem Sinne handelt es sich um ein rein syntaktisches System.

Zum tieferen Verständnis muss man sich im Fortgang damit beschäftigen, welche inhaltliche Bedeutung den logischen Aussagen beigemessen wird. Der hierfür wesentliche Schritt besteht in der Definition einer passenden *Semantik*.

Gegenstand der Semantik der Logik ist der Wahrheitsgehalt von Aussagen. Man hat gefunden, dass es sich mit der Frage nach dem Wesen der Wahrheit schwierig verhält. Wir wollen daher an dieser Stelle gar nicht erst versuchen, sie zu ergründen. Stattdessen tritt Wahrheit für uns zunächst lediglich im leicht fassbaren Rahmen der zweiwertigen booleschen Algebra auf.

In der klassischen Semantik der Aussagenlogik herrscht das *Bivalenzprinzip*, das besagt, dass jede Aussage entweder *wahr* oder *falsch* sein muss, also einen von zwei Wahrheitswerten haben muss. Eine Aussage kann nicht *ein wenig wahr* oder *halbwegs wahr* sein, noch kann sie eine von mehreren unterschiedlichen gleichwertigen Wahrheiten haben. Wir schreiben kurz 0 für falsch und 1 für wahr. Enthält eine Formel logische Variablen, kommt ihr ein Wahrheitswert zu, sobald alle Variablen durch eine Interpretation mit einem Wahrheitswert belegt wurden.

Die Art und Weise, wie einer Formel ein Wahrheitswert zukommt, präzisiert die Erfüllungsrelation. Sie wird als Rekursion über den Formelaufbau definiert. Der Wahrheitswert einer Formel ist hierbei einzig und allein durch die Wahrheitswerte ihrer Teilformeln bestimmt.

Tabelle 2.1.: Wahrheitstafel der Junktoren

A	B	$\neg A$	$A \wedge B$	$A \vee B$	$A \Rightarrow B$	$A \Leftrightarrow B$
0	0	1	0	0	1	1
1	0	0	0	1	0	0
0	1	1	0	1	1	0
1	1	0	1	1	1	1

Definition 2.1 (Erfüllungsrelation).

Eine *Interpretation* I ist eine Funktion, die jede atomare logische Variable P mit einem Wahrheitswert $I(P) \in \{0, 1\}$ belegt. Man definiert $I \models A$, sprich » I erfüllt A «, rekursiv als

$$\begin{aligned}
(I \models \perp) &:\Leftrightarrow 0, & (I \models A \wedge B) &:\Leftrightarrow ((I \models A) \wedge (I \models B)), \\
(I \models \top) &:\Leftrightarrow 1, & (I \models A \vee B) &:\Leftrightarrow ((I \models A) \vee (I \models B)), \\
(I \models P) &:\Leftrightarrow I(P), & (I \models A \Rightarrow B) &:\Leftrightarrow ((I \models A) \Rightarrow (I \models B)), \\
(I \models \neg A) &:\Leftrightarrow \neg(I \models A), & (I \models A \Leftrightarrow B) &:\Leftrightarrow ((I \models A) \Leftrightarrow (I \models B)).
\end{aligned}$$

Die rechte Seite der jeweiligen Festsetzung ist metalogisch zu verstehen und per Wahrheitstafel definiert, siehe Tabelle 2.1. Die Schreibweise $I \not\models A$ ist gleichbedeutend mit $\neg(I \models A)$. Eine Interpretation wird auch als *Modell* bezeichnet. Man nennt sie *Modell* einer Formel, falls sie die Formel erfüllt. Andernfalls spricht man von einem *Kontramodell* oder *Gegenmodell* der Formel.

Definition 2.2. Für einen Kontext $\Gamma = \{A_1, \dots, A_n\}$ setzt man

$$(I \models \Gamma) :\Leftrightarrow (I \models A_1) \wedge \dots \wedge (I \models A_n).$$

2.1.2. Gültigkeit einer Formel

Eine wichtige Rolle spielen *allgemeingültige* Formeln, die man in der Aussagenlogik auch als *Tautologien* bezeichnet. Sie sind immer wahr, unabhängig davon, mit welchem Wahrheitswert ihre logischen Variablen belegt werden.

Als allgemeinere Begrifflichkeit wollen wir auf einen Kontext Γ bezogen gültige Formeln A betrachten. Die Idee hierbei ist, dass wenn die Formeln des Kontextes als wahr angenommen werden, die Formel A ebenfalls wahr sein muss. Trifft dies auf A zu, schreibt man $\Gamma \models A$, gelesen »im Kontext Γ ist A gültig«, oder auch » Γ zieht A nach sich«. Die Bezeichnung *logische Folgerung* oder *logische Konsequenz* ist ebenfalls verbreitet.

Tabelle 2.2.: Wahrheitstafel der Tautologie zur Kontraposition

a	b	$\neg b$	$\neg a$	$a \Rightarrow b$	$\neg b \Rightarrow \neg a$	$(a \Rightarrow b) \Leftrightarrow (\neg b \Rightarrow \neg a)$
0	0	1	1	1	1	1
1	0	1	0	0	0	1
0	1	0	1	1	1	1
1	1	0	0	1	1	1

Definition 2.3 (Gültige Formel).

Eine Formel A heißt *gültig* im Kontext Γ , wenn jede Interpretation, die sämtliche Formeln von Γ erfüllt, auch A erfüllt. In metalogischer Symbolik,

$$(\Gamma \models A) :\Leftrightarrow \forall I: (I \models \Gamma) \Rightarrow (I \models A).$$

Eine im leeren Kontext gültige aussagenlogische Formel A nennt man wie gesagt Tautologie. Statt $\emptyset \models A$ schreibt man auch kurz $\models A$. Wie bei Sequenzen schreibt man auch $\Gamma, A, B \models C$ statt $\Gamma \cup \{A, B\} \models C$.

2.1.3. Wahrheitstafeln

Obgleich der Variablenvorrat unendlich groß sein darf, enthält eine Formel von den Variablen nur endlich viele. Insofern sind für eine Formel in einem Kontext auch nur endlich viele Interpretationen relevant. Sind insgesamt n Variablen vorhanden, sind es 2^n Interpretationen.

Eine Interpretation I mit der Auswertung $I \models A$ ist nichts anderes als eine Zeile der Wahrheitstafel der Formel A . Eine Formel ist genau dann tautologisch, wenn in der Ergebnisspalte in jeder Zeile eine 1 steht.

Ein Beispiel. Die Wahrheitstafel 2.2 bestätigt

$$\models (a \Rightarrow b) \Leftrightarrow (\neg b \Rightarrow \neg a).$$

Die Tafel führt zusätzlich die Teilformeln auf, was bei längeren Formeln recht mühselig erscheinen mag. Eine geschickte Methode zur Reduzierung des Schreibaufwands erspart die Teilformeln, und setzt ihre Wahrheitswerte dafür schlicht unter die Junktoren, denn Ziffern benötigen nicht viel Platz.

Die Prüfung einer logischen Folgerung per Wahrheitstafel wird ermöglicht durch die metalogische Beziehung

$$(A_1, \dots, A_n \models A) \Leftrightarrow (\models A_1 \wedge \dots \wedge A_n \Rightarrow A).$$

Nämlich findet sich die äquivalente Umformung

$$\begin{aligned}
 (A_1, \dots, A_n \models A) &\Leftrightarrow_{(1)} (\forall I: (I \models A_1) \wedge \dots \wedge (I \models A_n) \Rightarrow (I \models A)) \\
 &\Leftrightarrow_{(2)} (\forall I: (I \models A_1 \wedge \dots \wedge A_n) \Rightarrow (I \models A)) \\
 &\Leftrightarrow_{(3)} (\forall I: I \models A_1 \wedge \dots \wedge A_n \Rightarrow A) \\
 &\Leftrightarrow_{(4)} (\models A_1 \wedge \dots \wedge A_n \Rightarrow A).
 \end{aligned}$$

Hierbei gilt (1), (4) gemäß Def. 2.3, 2.2 und (2), (3) gemäß Def. 2.1.

2.1.4. Korrektheit des natürlichen Schließens

Jede Schlussregel und jedes Axiom besitzt eine semantische Entsprechung. Die Beweise dafür werden nun auf metalogischer Ebene mittels natürlichem Schließen selbst erbracht, was wie eine Art Zirkelschluss erscheinen mag.

Zu den Grundsequenzen und zur Abschwächungsregel findet sich:

$$\begin{array}{c}
 \frac{\overline{I \models \Gamma \cup \{A\}}^1}{(I \models \Gamma) \wedge (I \models A)} \text{Def. 2.2} \\
 \frac{I \models A}{(I \models \Gamma \cup \{A\}) \Rightarrow (I \models A)} \sim^1 \\
 \frac{}{\Gamma \cup \{A\} \models A} \text{Def. 2.3}
 \end{array}
 \qquad
 \begin{array}{c}
 \frac{\Gamma \models A}{(I \models \Gamma) \Rightarrow (I \models A)} \text{Def. 2.3} \quad \frac{\overline{I \models \Gamma \cup \Gamma'}^1}{I \models \Gamma} \text{Def. 2.2} \\
 \frac{I \models A}{(I \models \Gamma \cup \Gamma') \Rightarrow (I \models A)} \sim^1 \\
 \frac{}{\Gamma \cup \Gamma' \models A} \text{Def. 2.3}
 \end{array}$$

Die Prüfung der restlichen Entsprechungen sei dem Leser überlassen.

Satz 2.1 (Korrektheit des natürlichen Schließens).

Ist die Sequenz $\Gamma \vdash A$ ableitbar, so muss auch $\Gamma \models A$ gelten.

Beweis. Strukturelle Induktion über die Konstruktion von Beweisbäumen. Induktionsanfänge sind die semantischen Entsprechungen der Grundsequenzen. Induktionsschritte sind die semantischen Entsprechungen der Schlussregeln. Die Beweise der Entsprechungen wurden bereits diskutiert. \square

Tabelle 2.3.: Einbettung in die gewöhnliche Algebra

Modern	$\neg a$	$a \wedge b$	$a \vee b$	$a \Rightarrow b$
Boole	$1 - a$	ab	$a + b(1 - a)$	$1 - a + ab$

2.1.5. Logische Äquivalenz

Definition 2.4 (Äquivalente Formeln).

Die Äquivalenz zweier Formeln A, B ist definiert als

$$(A \equiv B) :\Leftrightarrow (\models A \Leftrightarrow B).$$

Eine Äquivalenz besteht genau dann, wenn jede der beiden Formeln eine logische Folgerung der anderen ist. Das heißt, es besteht die metalogische Beziehung

$$(\models A \Leftrightarrow B) \Leftrightarrow (A \models B) \wedge (B \models A).$$

Mit den semantischen Entsprechungen der Schlussregeln findet sich nämlich:

$$\frac{\frac{\models A \Leftrightarrow B}{\models A \Rightarrow B} \quad \overline{A \models A}}{A \models B} \qquad \frac{\frac{A \models B}{\models A \Rightarrow B} \quad \frac{B \models A}{\models B \Rightarrow A}}{\models A \Leftrightarrow B}$$

Satz 2.2. Es ist $A \equiv B$ eine Äquivalenzrelation. Das heißt, es gilt

$$\begin{array}{ll} A \equiv A, & \text{(Reflexivität)} \\ (A \equiv B) \Rightarrow (B \equiv A), & \text{(Symmetrie)} \\ (A \equiv B) \wedge (B \equiv C) \Rightarrow (A \equiv C). & \text{(Transitivität)} \end{array}$$

Der Beweis sei dem Leser als kleine Übung überlassen.

Der Satz 2.2 vermittelt, dass Formeln mit Äquivalenzen so umgeformt werden dürfen, wie Terme mit Termumformungen. Es finden sich im Fortgang eine Reihe von grundlegenden Äquivalenzen, die Regeln der *booleschen Algebra*. Sie wurde erstmals in der Mitte des 19. Jahrhunderts vom britischen Mathematiker George Boole in seiner Abfassung *The Mathematical Analysis of Logic* und seinem späteren Buch *An Investigation of The Laws of Thought* beschrieben. Boole beschreibt allerdings, anders als heute üblich, eine Einbettung der logischen Operationen in die gewöhnliche Algebra, siehe Tabelle 2.3.

Logische Äquivalenz im absoluten Sinne ist nicht unter allen Umständen der Weisheit letzter Schluss. In der Schaltalgebra tun sich Problemstellungen auf, wo

Tabelle 2.4.: Die Regeln der booleschen Algebra.

Konjunktion	Disjunktion	Bezeichnung
$A \wedge 0 \equiv 0$	$A \vee 1 \equiv 1$	Extremalgesetze
$A \wedge \neg A \equiv 0$	$A \vee \neg A \equiv 1$	Komplementärgesetze
$A \wedge A \equiv A$	$A \vee A \equiv A$	Idempotenzgesetze
$A \wedge 1 \equiv A$	$A \vee 0 \equiv A$	Neutralitätsgesetze
$A \wedge B \equiv B \wedge A$	$A \vee B \equiv B \vee A$	Kommutativgesetze
$A \wedge (B \wedge C) \equiv (A \wedge B) \wedge C$	$A \vee (B \vee C) \equiv (A \vee B) \vee C$	Assoziativgesetze
$\neg(A \wedge B) \equiv \neg A \vee \neg B$	$\neg(A \vee B) \equiv \neg A \wedge \neg B$	De Morgansche Gesetze
$A \wedge (A \vee B) \equiv A$	$A \vee (A \wedge B) \equiv A$	Absorptionsgesetze

der Wahrheitswert einer Formel A in einzelnen Zeilen der Wahrheitstafel keine Rolle spielt, man spricht von *Don't-Care-Zellen*. Es sei X eine Formel, die genau in diesen Zeilen wahr ist, in allen anderen falsch. Man möchte A nun beispielsweise zu B vereinfachen. Unter normalen Umständen sollte diese Vereinfachung die Äquivalenz $A \equiv B$ einhalten. Bei Vorhandensein der irrelevanten Zellen genügt jedoch die weniger strenge Forderung

$$\neg X \models A \Leftrightarrow B.$$

Wir haben es hier mit einer relativen Äquivalenz zu tun. Auch bei ihr handelt es sich um eine Äquivalenzrelation, wobei X beliebig ist, aber fest sein muss.

2.1.6. Die Einsetzungsregel

Satz 2.3 (Einsetzungsregel).

Ist die Formel A allgemeingültig, so führt die simultane Ersetzung einiger atomarer Variablen durch Formeln bei ihr zu einer weiteren allgemeingültigen Formel. Metalogisch

$$(\models A) \Rightarrow (\models A[P_1 := B_1, \dots, P_n := B_n]).$$

Beweis. Die Bestimmung von $I \models A[\dots]$ läuft in derselben Weise ab wie die von $I \models A$, außer dass $I(P_k)$ durch $I \models B_k$ zu ersetzen ist. Sofern A allgemeingültig ist, gilt $I \models A$ unabhängig davon, ob $I(P_k)$ wahr oder falsch ist. Ergo muss $I \models A[\dots]$ unabhängig davon gelten, ob $I \models B_k$ wahr oder falsch ist. \square

Ich mag daran erinnern, dass bei der Substitution *jedes* Vorkommen der Variable durch dieselbe Formel zu ersetzen ist.

Zum Beispiel erhält man zu der simultanen Ersetzung $a := A$ und $b := B$ aus

$$\models (a \Rightarrow b) \Leftrightarrow (\neg b \Rightarrow \neg a) \quad \text{das Schema} \quad \models (A \Rightarrow B) \Leftrightarrow (\neg B \Rightarrow \neg A).$$

Mit dem Vollständigkeitssatz infolge das Theoremschema

$$\vdash (A \Rightarrow B) \Leftrightarrow (\neg B \Rightarrow \neg A).$$

Hiermit gewinnt man kurzum die Regeln

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

Die Vorgehensweise ermöglicht summa summarum die Auffindung von zulässigen Schlussregeln durch geistloses Ausfüllen von Wahrheitstafeln, was allerdings auf die klassische Aussagenlogik beschränkt bleibt.

2.1.7. Wahrheitsfunktionen

Mit der Bindung ihrer atomaren Variablen gehen aus den Formeln der Aussagenlogik Wahrheitsfunktionen hervor. Die Disjunktion zweier Aussagen wird zum Beispiel vermittelt durch die Funktion

$$f: \{0, 1\} \times \{0, 1\} \rightarrow \{0, 1\}, \quad f(a, b) := (a \vee b).$$

Jede Wahrheitsfunktion in n Variablen ist durch ihre Wahrheitstafel charakterisiert, die aus 2^n Zeilen besteht, da der Definitionsbereich so viele unterschiedliche Tupel enthält. Ein Tupel von Wahrheitswerten wird auch als Bitfolge betrachtet.

Zwei Formeln A, B sind genau dann äquivalent, wenn sie durch dieselben Interpretationen erfüllt werden, sich also in der Wahrheitstafel gleich verhalten. Man überzeugt sich davon unschwer mit der metalogischen Umformung

$$\begin{aligned} (A \equiv B) &\Leftrightarrow (\models A \Leftrightarrow B) \Leftrightarrow (\forall I: I \models A \Leftrightarrow B) \\ &\Leftrightarrow (\forall I: (I \models A) \Leftrightarrow (I \models B)). \end{aligned}$$

Demnach charakterisieren äquivalente Formeln dieselbe Wahrheitsfunktion. Man kann dies auch so betrachten, dass die Wahrheitsfunktion die Äquivalenzklasse all ihrer Formeln repräsentiert. Unter den Formeln gibt es nun einen besonderen Vertreter, die *disjunktive Normalform*, kurz DNF, die eigentlich nichts anderes als eine

direkte Kodierung der Wahrheitstafel ist. Insofern liet sich an der Wahrheitstafel unmittelbar die DNF der Formel ab.

Die Normalform einer Formel lsst sich unter Umstnden vereinfachen. Bei der DNF der Disjunktion ist bereits klar, welche Formel Resultat der Vereinfachung sein msste. Es findet sich

$$\begin{aligned}(a \wedge \neg b) \vee (\neg a \wedge b) \vee (a \wedge b) &\equiv (a \wedge \neg b) \vee ((\neg a \vee a) \wedge b) \\ &\equiv (a \wedge \neg b) \vee (1 \wedge b) \equiv (a \wedge \neg b) \vee b \equiv (a \vee b) \wedge (\neg b \vee b) \\ &\equiv (a \vee b) \wedge 1 \equiv a \vee b.\end{aligned}$$

In der Schaltalgebra ist die Vereinfachung der DNF von groer Wichtigkeit, da sie den mageblichen Schritt zur Ermittlung von Schaltungen mit einer minimalen Zahl von Gattern darstellt. Aus dieser Anforderung heraus wurden systematische Verfahren zur Vereinfachung entwickelt. Fr wenige Variablen stellt das sogenannte Karnaugh-Veitch-Diagramm ein geschicktes Hilfsmittel dar.

Mit dem Verfahren nach Quine und McCluskey lassen sich Formeln mit beliebig vielen Variablen mit einem Computer automatisch vereinfachen. Der Algorithmus ist allerdings von exponentieller Laufzeit, dessen Ausfhrung also von einer kombinatorischen Explosion berschattet. Eine wesentliche Verbesserung darf man auch nicht erwarten, da die Problemstellung der Vereinfachung als NP-vollstndig befunden wurde. Fr die Formeln mit sehr vielen Variablen liegt das Wissen ber die beste Vereinfachung somit im Schleier der Dunkelheit.

2.1.8. Logisches Schlieen vermittelt boolescher Algebra

Boole gelang es, vermittelt seiner Algebra Schlussfolgerungen zu fhren. Es stellt sich hierbei die Frage, wie dies vonstattengeht, genauer, in welcher Verbindung die boolesche Algebra zum natrlichen Schlieen steht. Die Herleitung ihrer Regeln stellt mehr eine kleine bung dar, als dass sie Schwierigkeiten bereitet. Uns interessiert daher die Umkehrung, also ob und wie natrliches Schlieen aus der booleschen Algebra heraus gewonnen werden kann. Den bergang schafft die folgende berlegung.

Insofern wir uns mit der booleschen Algebra auf der semantischen Ebene bewegen, werden wir uns auf die semantische Folgerung statt der syntaktischen Herleitbarkeit beziehen. Wir stellen $\models A$ hierbei in der Form $A \equiv \top$ dar. Hierzu will ich unbedingt noch ein paar Bemerkungen machen. Die semantische Folgerung $A \models B$ mag als eine Art Ordnung gedeutet werden, wonach A als kleiner oder gleich gro B angesehen wird. Allerdings handelt es sich lediglich um eine Quasiordnung, nicht aber um eine Halbordnung, weil zwei Formeln nicht gleich sein

müssen, nur weil sie semantisch gegenseitig auseinander folgen. Da \equiv aber eine Äquivalenzrelation ist, kann die Quotientenmenge bezüglich dieser gebildet werden. Zwei äquivalente Formeln werden dahingehend als gleich angesehen, wobei dies in gewisser Weise seltsam erscheinen mag, da die Formeln durch diesen Schritt immerhin ihre eigentliche Bedeutung verlieren. Die als gleichbedeutend mit $A \models B$ definierte Ordnung $[A] \leq [B]$ stellt nun wirklich eine Halbordnung dar, wonach $[A] = [B]$, also $A \equiv B$, bereits aus $[A] \leq [B]$ zusammen mit $[B] \leq [A]$ folgt. Mit $1 := [\top]$ ist $[A] \leq 1$ allgemeingültig, also 1 das größte Element, wonach $[A] = 1$ und $1 \leq [A]$ äquivalent sind. Außerdem nimmt die Quotientenmenge die Gestalt einer algebraischen Struktur an, indem

$$\neg[A] := [\neg A], \quad [A] \wedge [B] := [A \wedge B]$$

usw. erklärt wird. Laut der Ersetzungsregel sind diese wohldefiniert, womit \equiv die Rolle einer Kongruenzrelation einnimmt.

Besteht über die Semantik noch Unklarheit, kann man die gerade aufgezeigte Konstruktion auch über die Ableitbarkeitsrelation statt der semantischen Folgerung vornehmen. Hierbei spricht man, sofern sie aufgeht, von der *Lindenbaum-Tarski-Algebra* des jeweiligen logischen Systems. Während bei der klassischen Aussagenlogik tatsächlich eine boolesche Algebra herauskommt, führt die intuitionistische zu einer Heyting-Algebra.

Es spielt keine wesentliche Rolle, ob man bezüglich \equiv mit den Formeln, oder bezüglich $=$ mit den Klassen rechnet. Es bleibt trotzdem von Bedeutung, auf welche Formeln wir uns beziehen. Zwei unterschiedliche äquivalente Formeln entsprechen dabei direkt zwei unterschiedlichen Darstellungen derselben Klasse. Beim üblichen Rechnen mit Termen werden zwei unterschiedliche Darstellungen desselben Elements ja auch auseinandergehalten.

Der Modus ponens nimmt nun bzgl. $a := [A]$ und $b := [B]$ die Form

$$\frac{(a \Rightarrow b) = 1 \quad a = 1}{b = 1}$$

an. Gesucht ist eine Herleitung der Konklusion aus den beiden Prämissen, bei der ausschließlich boolesche Algebra zur Anwendung kommt. Keine schwierige Aufgabe. Mit $a = 1$ gilt die Umformung

$$1 = (a \Rightarrow b) = (\neg a \vee b) = (\neg 1 \vee b) = (0 \vee b) = b.$$

Die Konklusion $b = 1$ konnte also tatsächlich *ausgerechnet* werden. Diese Vorgehensweise müssen wir noch auf die allgemeine Form des Modus ponens und der restlichen Schlussregeln übertragen.

Die Abhängigkeit von Annahmen lässt sich folgendermaßen beschreiben. Wir fassen die Annahmen H_1, \dots, H_n zunächst zur Hypothese $H := (H_1 \wedge \dots \wedge H_n)$ zusammen. Die Folgerung $H_1, \dots, H_n \vdash A$ ist daraufhin bzgl. $h := [H]$ mit $h \leq a$ gleichbedeutend. Die allgemeine Form des Modus ponens nimmt diesbezüglich die Gestalt

$$\frac{h \leq (a \Rightarrow b) \quad h \leq a}{h \leq b}$$

an. Mit der Einsicht, dass $h \leq a$ zu $(h \wedge a) = h$ äquivalent ist, findet sich zunächst die Umformung

$$(h \wedge \neg a) = (h \wedge a \wedge \neg a) = (h \wedge 0) = 0.$$

Weil auch $h \leq (a \Rightarrow b)$ zu $(h \wedge (a \Rightarrow b)) = h$ äquivalent ist, gelingt daraufhin die Umformung

$$\begin{aligned} h &= (h \wedge (a \Rightarrow b)) = (h \wedge (\neg a \vee b)) = ((h \wedge \neg a) \vee (h \wedge b)) \\ &= (0 \vee (h \wedge b)) = (h \wedge b). \end{aligned}$$

Und die Gleichung $h = (h \wedge b)$ ist schließlich wieder zur gesuchten Konklusion $h \leq b$ äquivalent.

Die Subjunktionseinführung nimmt die Gestalt

$$\frac{(h \wedge a) \leq b}{h \leq (a \Rightarrow b)}$$

an. Zu ihrer Bestätigung wendet man dieses Mal die allgemeine Äquivalenz von $x \leq y$ und $(x \vee y) = y$ auf die Prämisse an, was zu $((h \wedge a) \vee b) = b$ führt. Hiermit findet sich die Umformung

$$\begin{aligned} (h \wedge (a \Rightarrow b)) &= (h \wedge (\neg a \vee b)) = (h \wedge (\neg a \vee (h \wedge a) \vee b)) \\ &= ((h \wedge \neg a) \vee (h \wedge h \wedge a) \vee (h \wedge b)) \\ &= (h \wedge (\neg a \vee a) \vee (h \wedge b)) = (h \vee (h \wedge b)) = h. \end{aligned}$$

Und diese Gleichung ist zur Konklusion äquivalent. Ich denke, die Bestätigung der restlichen Schlussregeln brauche ich nicht weiter ausführen, – dies stellt nunmehr eine Übung dar. Bemerkt werden darf aber noch, dass $h \leq a$ auch zu $(\neg h \vee a) = 1$ äquivalent ist. Anders als bei $h \wedge a = h$ tauchen h, a darin nur einmal auf. Jedenfalls lassen sich alle Prämissen und Konklusionen auch immer als Gleichungen darstellen. Und so ergibt sich, dass das natürliche Schließen unter den gemachten Beziehungen allein aus dem Rechnen mit Gleichungen mittels der Gesetze der booleschen Algebra entspringt.

2.1.9. Vollständigkeit des natürlichen Schließens

Der Beweis der Korrektheit eines vorgelegten Kalküls versichert, dass jede Schlussregel und jedes Axiom die inhaltliche Wahrheit bewahrt. Eine Aussage als wahr zu befinden bezieht sich aber immer auf eine bestimmte, zuvor festgelegte Semantik. Woher wissen wir denn eigentlich, dass diese Semantik die Logik adäquat beschreibt? Es wäre eine Semantik denkbar, die viel mehr Aussagen als wahr befindet, als aus den Regeln und Axiomen folgen, was Zweifel an der Semantik sähte. Was verschafft uns also die Sicherheit, die »richtige« Semantik in den Händen zu halten? Oder aber die Semantik erscheint nur zu weitgehend, weil nicht bemerkt wurde, dass der Kalkül schlicht zu schwach ist. Tappen wir im Dunkeln?

Idealerweise sollte jede wahre Aussage auch ableitbar sein, was als *Vollständigkeit* des Kalküls bezeichnet wird. Das heißt, aus $\Gamma \models A$ sollte $\Gamma \vdash_S A$ folgen. Zusammen mit der Korrektheit stellt sich damit nämlich eine Charakterisierung des Kalküls bzw. der Logik her, dergestalt dass $\Gamma \vdash_S A$ als zu $\Gamma \models A$ äquivalent befunden wird. Zumindest weiß man dann, dass ein bestimmter Kalkül und eine bestimmte Semantik zusammen gehören bzw. einander entsprechen. Man mag daraufhin weiter argwöhnisch fragen, ob das gefundene Duo aus Kalkül und Semantik die wirklichen Umstände adäquat erfasst, wie auch immer diese Wirklichkeit genau beschaffen sei. In der Tat existieren unterschiedliche Logiken, und welche davon geeignet ist, wird letztlich Gegenstand von pragmatischen, über beweistheoretische, bishin zu epistemologischen Erwägungen, siehe bspw. [61].

Im Folgenden wird die Vollständigkeit des natürlichen Schließens für die klassische Aussagenlogik bezüglich der klassischen Semantik gezeigt. Wir benötigen ein paar Hilfssätze.

Eine Formel A wollen wir *erfüllbar* nennen, wenn eine Interpretation I mit $I \models A$ existiert, andernfalls *unerfüllbar*. Entsprechend heiße eine Formelmenge Γ *erfüllbar*, wenn I mit $I \models \Gamma$ existiert.

Satz 2.4. Gilt $\Gamma \models A$, so ist $\Gamma \cup \{\neg A\}$ unerfüllbar.

Beweis. Es gelte $\Gamma \models A$. Also folgt $I \models A$ aus $I \models \Gamma$ für jede Interpretation I . Angenommen, es existierte eine Interpretation J mit $J \models \Gamma \cup \{\neg A\}$, also $J \models \Gamma$ und $J \models \neg A$. Mit der Spezialisierung $I := J$ folgern wir $J \models A$ aus $J \models \Gamma$. Nun bedeutet $J \models \neg A$ definitionsgemäß $\neg(J \models A)$, was im Widerspruch zu $J \models A$ steht. \square

Die Umkehrung dieses Sachverhaltes bestätigt sich ebenfalls leicht, wird im Weiteren aber nicht benötigt.

Das syntaktische Analogon der Erfüllbarkeit ist die Konsistenz. Eine Formelmengeng Γ heiße *inkonsistent*, wenn $\Gamma \vdash_S \perp$, andernfalls *konsistent*. Zumindest sollte speziell $\Gamma := \emptyset$ konsistent sein, was nichts anderes als die Widerspruchsfreiheit des

Kalküls bedeutet. Andernfalls ließe sich vermittlems ex falso quodlibet jede beliebige Aussage ableiten, was den Kalkül sinnlos machte.

Satz 2.5. Ist $\Gamma \cup \{\neg A\}$ inkonsistent, so gilt $\Gamma \vdash_C A$.

Beweis. Es gelte $\Gamma \cup \{\neg A\} \vdash_C \perp$. Somit folgt $\Gamma \vdash_C \neg\neg A$ via Implikationseinführung beim natürlichen Schließen bzw. Deduktionstheorem beim Hilbertkalkül. Mit der Beseitigung der Doppelnegation ergibt sich daraufhin $\Gamma \vdash_C A$. \square

Man beachte, dass der Beweis die klassische Logik als Gegenstand voraussetzt. Zur intuitionistischen Logik ist dieser Beweis nicht durchführbar.

Der nächste Satz stellt eher ein allgemeines Resultat der Mengenlehre dar. Der Leser mag den Beweis gerne zunächst überspringen, und nach Bewältigung des Kapitels über Mengenlehre hierher zurückkommen.

Satz 2.6. Die Mengenseolge $(\Gamma_i)_{i \in \mathbb{N}}$ sei monoton steigend. Sei $\Gamma' := \bigcup_{i \in \mathbb{N}} \Gamma_i$. Ist $\Delta \subseteq \Gamma'$ endlich, dann existiert $j \in \mathbb{N}$ mit $\Delta \subseteq \Gamma_j$.

Beweis. Für $\Delta = \emptyset$ ist der Beweis trivial. Wir setzen im Weiteren also $\Delta \neq \emptyset$ voraus. Aufgrund der Endlichkeit besitzt Δ die Form $\Delta = \{A_1, \dots, A_n\}$. Wegen $\Delta \subseteq \Gamma'$ gilt $A_k \in \Gamma'$ zu jedem der k . Folglich existiert jeweils ein Index $i(k)$ mit $A_k \in \Gamma_{i(k)}$, denn andernfalls läge A_k nicht in der Vereinigung Γ' . Sei j das Maximum der Indizes $i(1)$ bis $i(n)$. Sei nun $A \in \Delta$ fest, aber beliebig. Also ist $A = A_k$ für ein k , und somit $A \in \Gamma_{i(k)}$. Wir haben $i(k) \leq j$, daher $\Gamma_{i(k)} \subseteq \Gamma_j$ aufgrund der Monotonie, womit $A \in \Gamma_j$. Ergo haben wir ein j mit $\Delta \subseteq \Gamma_j$ konstruiert. \square

Satz 2.7. Die Menge der logischen Formeln ist abzählbar.

Beweis. Jede Formel lässt sich auf die übliche Art als endliche Zeichenkette darstellen. Wir ordnen daher die Zeichenketten nach ihrer Länge. Zu jeder Länge gibt es nur endlich viele Zeichenketten, aus denen die wohlgeformten Formeln extrahiert und lexikographisch geordnet werden. Somit erhält man eine Abzählung aller Formeln, die darüber hinaus bijektiv ist. \square

Definition 2.5. Eine Formelmengse Γ heißt *maximalkonsistent*, wenn sie konsistent ist, aber $\Gamma \cup \{A\}$ inkonsistent für jede Formel $A \notin \Gamma$.

Der nächste Satz versichert, dass sich eine konsistente Formelmengse stets zu einer maximalkonsistenten erweitern lässt.

Satz 2.8 (Lemma von Lindenbaum).

Zu jedem konsistenten Γ existiert ein maximalkonsistentes Γ' mit $\Gamma \subseteq \Gamma'$.

Beweis. Laut Satz 2.7 ist die Menge sämtlicher Formeln abzählbar. Somit liegt eine Abzählung $(A_i)_{i \in \mathbb{N}}$ vor, die jede Formel mindestens einmal aufzählt. Die Folge $(\Gamma_i)_{i \in \mathbb{N}}$ legen wir rekursiv fest als

$$\Gamma_0 := \Gamma, \quad \Gamma_{i+1} := \begin{cases} \Gamma_i \cup \{A_i\}, & \text{falls konsistent,} \\ \Gamma_i, & \text{sonst.} \end{cases}$$

Sei nun $\Gamma' := \bigcup_{i \in \mathbb{N}} \Gamma_i$. Zunächst ist jedes Γ_i konsistent, weil die Folge genau auf diese Weise erklärt wurde. Angenommen, Γ' wäre inkonsistent, dann existierte aufgrund der Kompaktheit eine endliche Teilmenge $\Delta \subseteq \Gamma'$, die bereits inkonsistent ist. Zu dieser existiert laut Satz 2.6 ein j mit $\Delta \subseteq \Gamma_j$, was aber absurd ist, weil folglich Γ_j erst recht inkonsistent wäre. Ergo muss Γ' konsistent sein.

Nun zur Maximalität von Γ' . Es gelte $A \notin \Gamma'$. Da mindestens ein i mit $A = A_i$ existiert, muss $A \notin \Gamma_{i+1}$ gelten, denn $\Gamma_{i+1} \subseteq \Gamma'$. Das geht aber nur, wenn $\Gamma_{i+1} = \Gamma_i$, also wenn $\Gamma_i \cup \{A\}$ inkonsistent ist. Wegen $\Gamma_i \cup \{A\} \subseteq \Gamma' \cup \{A\}$ ist dann $\Gamma' \cup \{A\}$ erst recht inkonsistent. \square

Satz 2.9. Eine maximalkonsistente Menge Γ ist deduktiv abgeschlossen. Das heißt, es gilt $\text{Cn}(\Gamma) = \Gamma$, also

$$(\Gamma \vdash_C A) \Rightarrow A \in \Gamma.$$

Beweis. Es gelte $\Gamma \vdash_C A$. Angenommen, $\Gamma \cup \{A\}$ wäre inkonsistent. Dann gälte $\Gamma \vdash_C \neg A$ via Negationseinführung, ergo $\Gamma \vdash_C \perp$ via Negationsbeseitigung. Also wäre Γ inkonsistent, was aber der Konsistenz von Γ widerspricht. Ergo muss $\Gamma \cup \{A\}$ konsistent sein. Wäre $A \notin \Gamma$, wäre $\Gamma \cup \{A\}$ inkonsistent aufgrund der Maximalkonsistenz von Γ , was der gerade gemachten Feststellung widerspricht. Ergo gilt $A \in \Gamma$. \square

Der nächste Satz zeigt auf, dass eine maximalkonsistente Formelmengende die Rekursionsschritte in der Erklärung der Erfüllungsrelation reflektiert.

Satz 2.10. Eine maximalkonsistente Menge Γ besitzt die Eigenschaften:

1. $\perp \notin \Gamma$.
2. $(\neg A) \in \Gamma \Leftrightarrow A \notin \Gamma$,
3. $(A \Rightarrow B) \in \Gamma \Leftrightarrow A \notin \Gamma \vee B \in \Gamma$,
4. $(A \wedge B) \in \Gamma \Leftrightarrow A \in \Gamma \wedge B \in \Gamma$,
5. $(A \vee B) \in \Gamma \Leftrightarrow A \in \Gamma \vee B \in \Gamma$,
6. $(A \Leftrightarrow B) \in \Gamma \Leftrightarrow (A \Rightarrow B) \in \Gamma \wedge (B \Rightarrow A) \in \Gamma$.

Beweis. Zu 1. Dies gilt, weil Γ konsistent ist.

Zu 2. Es gelte $\neg A \in \Gamma$, ergo $\Gamma_C A$. Angenommen, $A \in \Gamma$. Dann $\Gamma_C A$, also $\Gamma_C \perp$ via Negationsbeseitigung, was aber der Konsistenz von Γ widerspricht. Ergo $A \notin \Gamma$. Umgekehrt gelte $A \notin \Gamma$. Aufgrund der Maximalkonsistenz von Γ bedeutet dies $\Gamma \cup \{A\} \vdash_C \perp$, also $\Gamma \vdash_C \neg A$ via Negationseinführung, ergo $\neg A \in \Gamma$ mittels Satz 2.9.

Zu 3. Es gelte $A \Rightarrow B \in \Gamma$, ergo $\Gamma \vdash_C A \Rightarrow B$. Fallunterscheidung. Im Fall $A \notin \Gamma$ folgt die Disjunktion unmittelbar. Im Fall $A \in \Gamma$ gilt $\Gamma \vdash_C A$, also $\Gamma \vdash_C B$ via Implikationsbeseitigung. Und somit $B \in \Gamma$ mittels Satz 2.9. Ergo die Disjunktion. Umgekehrt gelte $A \notin \Gamma \vee B \in \Gamma$. Fallunterscheidung. Im Fall $A \notin \Gamma$ gilt $(\neg A) \in \Gamma$ gemäß 2. Ergo $\Gamma \vdash_C \neg A$. Zusammen mit $A \vdash_C A$ folgt $\Gamma, A \vdash_C \perp$ via Negationsbeseitigung, also $\Gamma, A \vdash_C B$ via ex falso quodlibet. Im Fall $B \in \Gamma$ gilt $\Gamma \vdash_C B$, womit man via Abschwächung zu $\Gamma, A \vdash_C B$ gelangt. Es folgt $\Gamma \vdash_C A \Rightarrow B$ via Implikationseinführung, ergo $(A \Rightarrow B) \in \Gamma$ mittels Satz 2.9.

Zu 4. Es gelte $(A \wedge B) \in \Gamma$, ergo $\Gamma \vdash_C A \wedge B$. Via Konjunktionsbeseitigung folgt $\Gamma \vdash_C A$ sowie $\Gamma \vdash_C B$. Mittels Satz 2.9 folgt daraus $A \in \Gamma$ sowie $B \in \Gamma$. Umgekehrt gelte $A \in \Gamma$ und $B \in \Gamma$, ergo $\Gamma \vdash_C A$ und $\Gamma \vdash_C B$, also $\Gamma \vdash_C A \wedge B$ via Konjunktionseinführung. Ergo $A \wedge B \in \Gamma$ mittels Satz 2.9. Ergo folgt die Disjunktion. Umgekehrt gelte diese Disjunktion $A \in \Gamma \vee B \in \Gamma$. Fallunterscheidung. Im Fall $A \in \Gamma$ gilt $\Gamma \vdash_C A$, also $\Gamma \vdash_C A \vee B$ via Disjunktionseinführung. Im Fall $B \in \Gamma$ gelangt man analog zu $\Gamma \vdash_C A \vee B$. Ergo folgt $(A \vee B) \in \Gamma$ mittels Satz 2.9.

Zu 5. Es gelte $(A \vee B) \in \Gamma$, ergo $\Gamma \vdash_C A \vee B$. Fallunterscheidung. Im Fall $A \in \Gamma$ folgt die Disjunktion unmittelbar. Im Fall $A \notin \Gamma$ ist $\Gamma \cup \{A\}$ inkonsistent, ergo $\Gamma \cup \{A\} \vdash_C B$ via ex falso quodlibet. Weiterhin folgt $\Gamma \cup \{B\} \vdash_C B$ via Abschwächung aus $B \vdash_C B$. Via Disjunktionsbeseitigung erhält man somit $\Gamma \vdash_C B$, ergo $B \in \Gamma$ mittels Satz 2.9.

Der Beweis von 6. verläuft analog zu dem von 4. \square

Satz 2.11. Eine maximalkonsistente Formelmengende ist stets erfüllbar.

Beweis. Sei Γ maximalkonsistent. Die Interpretation I sei definiert als $I(P) := 1$, wenn $P \in \Gamma$, sonst $I(P) := 0$. Es gelte $F \in \Gamma$. Zu zeigen ist $I \models F$. Induktion über

den Aufbau von F . Ist F atomar, gilt die gemäß der gerade gemachten Definition. In allen anderen Fällen wird der jeweilige Bestandteil von Satz 2.10 verwendet. Beispiel $F = (A \wedge B)$. Die Induktionsannahmen sind Mit $A \wedge B \in \Gamma$ haben wir $A \in \Gamma$ sowie $B \in \Gamma$ gemäß Sat 2.10. Daraus folgt $I \models A$ sowie $I \models B$ mittels den Induktionsannahmen. Also $I \models A \wedge B$ laut Definition der Erfüllbarkeit. Die anderen Fälle verlaufen analog. \square

Im Abschluss des Beweisen kommen nun die Hilfssätze der Reihe nach zur Anwendung.

Satz 2.12. Eine konsistente Formelmengende ist stets erfüllbar.

Beweis. Sei Γ konsistent. Laut Satz 2.8 existiert ein maximalkonsistentes Γ' mit $\Gamma \subseteq \Gamma'$. Laut Satz 2.11 ist Γ' erfüllbar, folglich Γ als Teilmenge erst recht erfüllbar. \square

Satz 2.13 (Vollständigkeit des natürlichen Schließens).

Aus $\Gamma \models A$ folgt $\Gamma \vdash_C A$.

Beweis. Es gelte $\Gamma \models A$. Laut Satz 2.4 ist $\Gamma \cup \{\neg A\}$ also unerfüllbar, laut Kontraposition von Satz 2.12 somit inkonsistent. Laut Satz 2.5 folgt daher $\Gamma \vdash_C A$. \square

Gleichwohl wurden nur die ersten Schritte unternommen. Die Argumentation wäre im Weiteren auf die Logik erster Stufe zu übertragen; das Resultat ist als der *gödelsche Vollständigkeitssatz* bekannt. Zudem besteht der Wunsch, auch die Vollständigkeit der jeweiligen Kalküle zu anderen Logiken – wie bspw. der intuitionistischen Logik – zu versichern.

2.2. Die klassische Semantik der Logik erster Stufe

2.2.1. Strukturen

Wie in der Aussagenlogik soll den Formeln eine Bedeutung zukommen. Eine Formel der Prädikatenlogik ist allerdings komplizierter als eine Formel der Aussagenlogik. Statt nur atomare Variablen mit Wahrheitswerten zu belegen, sind nun unterschiedliche Arten von Symbolen vorhanden, die mit einer Bedeutung versehen werden müssen.

Es gibt erstens die logischen Verknüpfungen, denen eine für die Logik spezifische feste Funktion zukommt. Ebenso ist die Gleichheit zweier Terme fest definiert. Zweitens können in einer Formel Symbole für Funktionen und Relationen vorkommen, darunter fallen auch Konstanten. Sie werden je nach gewählter Struktur anders mit Funktionen und Relationen belegt. Drittens darf eine Formel freie Variablen enthalten. Sie werden durch eine extra definierte Belegungsfunktion mit Werten belegt. Bei der Interpretation einer quantifizierten Teilformel wird die Belegungsfunktion modifiziert.

Je nach Festlegung des logisch-mathematischen Systems und dessen inhaltlicher Deutung haben die mathematischen Terme Werte in einer bestimmten Menge U , die wir *Universum*, *Domäne*, *Träger*, *Grundbereich* oder *Diskursuniversum* nennen. Die Elemente von U nennen wir *Individuen* oder *Objekte*. Ich möchte noch einmal daran erinnern, dass der beschriebene Kalkül der Prädikatenlogik die Menge U als nichtleer fordert.

Eine *Struktur* M sei das Universum U zusammen mit einer Interpretationsfunktion, die jedem Funktionssymbol f von n Argumenten eine Funktion $f^M: U^n \rightarrow U$ und jedem Relationssymbol R von n Argumenten eine Relation $R^M: U^n \rightarrow \{0, 1\}$ zuordnet. Konstanten deuten wir als Funktionen von null Argumenten.

Man kann eine Struktur auf unterschiedliche Art kodieren, wobei unter Umständen die Hilfsbegriffe *Signatur* und *Aritätsfunktion* gebraucht werden. Die Signatur beschreibt hierbei die Menge der Funktionssymbole und die Menge Relationssymbole. Die Aritätsfunktion ordnet jedem Funktionssymbol und jedem Relationssymbol seine Stelligkeit zu, das ist die Anzahl der Argumente.

Beispiel 1. Ein Kalkül für Halbordnungen. Zusätzlich zu den Regeln und Axiomen der Prädikatenlogik sollen als mathematische Axiome demnach noch die Axiome für Halbordnungen gelten. Die Signatur enthalte dazu lediglich das Relationssymbol \leq . Eine mögliche Struktur M ist die Menge $U := \mathcal{P}(G)$ zu irgendeiner Grundmenge G , zusammen mit der Setzung $\leq^M := \subseteq$, so dass je zwei Mengen $A, B \in U$ ein Wahrheitswert $A \subseteq B$ zugeordnet wird. Man notiert so eine Struktur üblicherweise einfach schludrig als (U, \leq^M) , konkret $(\mathcal{P}(G), \subseteq)$.

Beispiel 2. Ein Kalkül für Gruppen. Zusätzlich zu den Regeln und Axiomen der Prädikatenlogik sollen als mathematische Axiome demnach noch die Axiome für Gruppen gelten. Die Signatur enthalte dazu ein Konstantensymbol für das neutrale Element, die Verknüpfung von Elementen als zweistelliges Funktionssymbol und die Invertierungsfunktion als einstelliges Funktionssymbol. Eine Struktur notiert man dann als $(G, \cdot, e, \text{inv})$. Eine mögliche Struktur ist $(\mathbb{R}, +, 0, \text{inv})$ mit $\text{inv}(x) := -x$, die Gruppe der reellen Zahlen bezüglich Addition. Eine andere mögliche Struktur ist $(S(X), \circ, \text{id}, \text{inv})$ mit $\text{inv}(f) := f^{-1}$, die Gruppe der bijektiven Selbstabbildungen auf der Menge X bezüglich der Verkettung, auch symmetrische Gruppe genannt. Es ist hier id die identische Abbildung und f^{-1} die Umkehrabbildung von f .

Beispiel 3. Ein Kalkül für die Mengenlehre. Der unerfahrene Leser mag diesbezüglich zunächst das Kapitel über Mengenlehre studieren und später hierher zurückkommen. Das Diskursuniversum soll das Mengenuniversum sein. Nun verhält es sich allerdings so, dass die Zusammenfassung aller denkbaren Mengen eine echte Klasse bildet, die keine Menge mehr sein kann. Man könnte die Definition des Diskursuniversums so modifizieren, dass es eine beliebige Klasse sein darf, was aber dazu führen würde, dass dieses nicht mehr ohne Ausnahme als Element eines Mengensystems auftreten darf. Wir gehen dieser Komplikation durch die Betrachtung des Grothendieckuniversums $U = V_\kappa$ für ZFC oder $U = V_{\kappa+1}$ für die Morse-Kelly-Mengenlehre aus dem Weg, wobei mit den V_α die kumulative Hierarchie und mit κ eine als Ordinalzahl betrachtete unerreichbare Kardinalzahl gemeint ist. Die Einzelheiten erläutert Shulman [44]. Einziges Relationssymbol ist nun \in für die Elementrelation, und Funktionssymbole gibt es gar keine. Das mag verwirrend erscheinen, wo die Mengenlehre doch von Relationen und Funktionen durchdrungen ist. Diese stellen bei näherer Betrachtung aber Objekte des Universums dar.

Aber ist die leere Menge nicht ein Konstantensymbol, die Inklusion \subseteq nicht ein weiteres Relationssymbol und Operatoren wie \cap und \cup Funktionssymbole? An sich stimmt das. Das formale System der Mengenlehre kann um diese Symbole erweitert werden, die minimalistische Fassung des Systems kommt jedoch allein mit \in aus. Alle weiteren Symbole werden durch ihre Definition ersetzt, obgleich dadurch unter Umständen exorbitant lange Formeln entstehen. Zum Beispiel wird die Formel $A \cap B \subseteq A \cup B$ expandiert zu

$$\forall x: x \in A \wedge x \in B \Rightarrow x \in A \vee x \in B.$$

2.2.2. Interpretationen

Zur Interpretation eines Terms t mit freien Variablen betrachtet man außerdem noch eine *Belegung* β , die jeder Variablen x einen Wert $\beta(x) \in U$ zuordnet. Geläufig ist ebenfalls die Bezeichnung *Zuweisung*.

Man nennt nun $I = (M, \beta)$ eine *Interpretation* der Formel A . Wir definieren $I(t)$ für einen Term t rekursiv über den Termaufbau als

$$\begin{aligned} I(x) &:= \beta(x), \\ I(f(t_1, \dots, t_n)) &:= f^M(I(t_1), \dots, I(t_n)), \end{aligned}$$

wobei x eine Variable und f ein n -stelliges Funktionssymbol ist. Die Belegung mit einer modifiziert belegten Variable wird diesbezüglich definiert als

$$\beta[y:=u](x) := \begin{cases} u, & \text{wenn } x = y, \\ \beta(x), & \text{sonst.} \end{cases}$$

Für $I = (M, \beta)$ sei $I[y:=u] := (M, \beta[y:=u])$.

Um Missverständnissen aus dem Weg zu gehen, sollte ich erwähnen, dass die Begriffe *Variable* und *Atom* in der Prädikatenlogik anders verstanden werden als in der Aussagenlogik. Die atomaren Variablen der Aussagenlogik entsprechen nullstelligen Relationssymbolen, denen bei einer Interpretation Relationen von null Argumenten zukommt, das sind schlicht die konstanten Wahrheitswerte. Dagegen meint *Variable* in der Prädikatenlogik üblicherweise eine Individuenvariable. Eine atomare Formel ist in der Prädikatenlogik nicht nur ein nullstelliges Relationssymbol, sondern jede Applikation eines Relationssymbols und jede Gleichung.

Die Erfüllungsrelation definiert man analog zur Aussagenlogik, also

$$(I \models A \wedge B) :\Leftrightarrow (I \models A) \wedge (I \models B)$$

und so weiter. Zusätzlich setzt man

$$\begin{aligned} (I \models t_1 = t_2) &:\Leftrightarrow I(t_1) = I(t_2), \\ (I \models R(t_1, \dots, t_n)) &:\Leftrightarrow R^M(I(t_1), \dots, I(t_n)), \\ (I \models \forall x: A) &:\Leftrightarrow \forall u \in U: I[x:=u] \models A, \\ (I \models \exists x: A) &:\Leftrightarrow \exists u \in U: I[x:=u] \models A. \end{aligned}$$

Man definiert hiermit die semantische Folgerung analog zur Aussagenlogik als

$$(\Gamma \models A) :\Leftrightarrow \forall I: (I \models \Gamma) \Rightarrow (I \models A).$$

Wir nennen A *allgemeingültig*, falls $\emptyset \models A$, was wir wieder durch $\models A$ abkürzen wollen.

Sofern die Formel A geschlossen ist, das heißt, keine freien Variablen besitzt, spielt die Belegung der Variablen noch keine Rolle, sie entsteht eigentlich erst bei der rekursiven Bestimmung von $I \models A$ mit dem Einstieg in eine quantifizierte Formel. Bei einer geschlossenen Formel A darf man insofern $M \models A$ statt $M, \beta \models A$ schreiben. Gilt $M \models A$, nennt man M ein *Modell für A* .

Ich will erklären, warum die Interpretation der Quantoren so durchgeführt wurde wie beschrieben. Intuitiv erfüllt I die Formel $\forall x: A$ genau dann, wenn I die Formel $A[x := u]$ für jedes $u \in U$ erfüllt. Allerdings ist u kein Term der logischen Sprache, womit $A[x := u]$ keine Formel mehr wäre. Wir könnten nicht einmal für jedes u eine Konstante zur Sprache hinzufügen, weil U überabzählbar sein darf, während eine gewöhnliche Sprache nur abzählbar viele Symbole in Form von Zeichenketten umfassen kann. Die gewählte Ausweg aus der Problematik besteht darin, dass die Belegung $x := u$ erst einmal in der Interpretation gespeichert wird, statt sie direkt als Substitution auf die Formel anzuwenden.

2.2.3. Korrektheit des natürlichen Schließens

Wir müssen nun wieder aufzeigen, dass der Kalkül des natürlichen Schließens bezüglich der definierten Semantik korrekt ist. Dies geschieht wieder per struktureller Induktion über den Aufbau des Beweises. Für die bereits in der Aussagenlogik vorhandenen Regeln können wir die dort gemachte Argumentation unverändert übernehmen. Zu bestätigen verbleibt die Korrektheit der Regeln zur Einführung und Beseitigung der Quantoren, und ggf. noch die Korrektheit der Regeln zum Umgang mit Gleichheiten.

Satz 2.14. Es ist $I[x := I(t)] \models A$ äquivalent zu $I \models A[x := t]$.

Beweis. Man unternimmt hierzu eine strukturelle Induktion über den Formelaufbau von A . Die Induktionsvoraussetzungen sind jeweils unschwer zu verarbeiten. Im Wesentlichen verbleibt nun

$$I[x := I(t)](v) = I(v[x := t])$$

für jede Individuenvariable v zu zeigen. Man nimmt dazu die Fallunterscheidung zwischen $x = v$ und $x \neq v$ vor. Im ersten Fall gilt

$$I[x := I(t)](v) = I(t) = I(x[x := t]) = I(v[x := t]),$$

und im zweiten Fall gilt

$$I[x := I(t)](v) = I(v) = I(v[x := t]). \square$$

Satz 2.15. Aus $\Gamma \models \forall x: A$ folgt $\Gamma \models A[x := t]$.

Beweis. Laut der Prämisse muss zu jedem I mit $I \models \Gamma$ auch $I[x := u] \models A$ für jedes $u \in U$ gelten. Weitere Prämisse ist ein I mit $I \models \Gamma$. Die Allaussage wird mit diesem I und mit $u := I(t)$ spezialisiert. Zu zeigen verbleibt

$$(I[x := I(t)] \models A) \Rightarrow (I \models A[x := t]).$$

Diese gilt gemäß Satz 2.14. \square

Satz 2.16. Aus $\Gamma \models A[x := t]$ folgt $\Gamma \models \exists x: A$.

Beweis. Laut der Prämisse muss zu jedem I mit $I \models \Gamma$ auch $I \models A[x := t]$ gelten. Weitere Prämisse ist ein I mit $I \models \Gamma$. Die Allaussage wird mit diesem I spezialisiert. Zu zeigen verbleibt

$$(I \models A[x := t]) \Rightarrow \exists u \in U: (I[x := u] \models A).$$

Gewählt wird $u := I(t)$. Nun greift wieder Satz 2.14. \square

Satz 2.17. Aus $\Gamma \models A$ und $x \notin \text{FV}(\Gamma)$ folgt $\Gamma \models \forall x: A$.

Beweis. Laut der Prämisse muss zu jedem I mit $I \models \Gamma$ auch $I \models A$ gelten. Weitere Prämisse ist ein I mit $I \models \Gamma$. Wegen $x \notin \text{FV}(\Gamma)$ ist $I \models \Gamma$ äquivalent zu $I[x := u] \models \Gamma$. Demnach lässt sich die Allaussage mit $I[x := u]$ spezialisieren, womit man $I[x := u] \models A$ erhält. Ergo gilt

$$\forall u \in U: (I[x := u] \models A), \text{ also } I \models \forall x: A. \square$$

Satz 2.18. Aus $\Gamma \models \exists x: A$ und $\Gamma \cup \{A\} \models B$ mit $x \notin \text{FV}(\Gamma \cup \{B\})$ folgt $\Gamma \models B$.

Beweis. Laut der ersten Prämisse existiert zu jedem I mit $I \models \Gamma$ ein $u \in U$ mit $I[x := u] \models A$. Laut der zweiten Prämisse muss zu jedem I mit $I \models \Gamma$ und $I \models A$ auch $I \models B$ gelten. Wegen $x \notin \text{FV}(\Gamma \cup \{B\})$ ist $I \models \Gamma$ zu $I[x := u] \models \Gamma$ sowie $I \models B$ zu $I[x := u] \models B$ äquivalent. Dritte Prämisse ist ein I mit $I \models \Gamma$. Die erste Allaussage wird mit I spezialisiert, die zweite mit $I[x := u]$. Mit den vorliegenden Aussagen gelingt der Schluss auf $I[x := u] \models B$. Ergo gilt $I \models B$, wie gewünscht. \square

2.3. Semantik der Modallogik

2.3.1. Die relationale Semantik der Modallogik

Mit der Entwicklung der Modallogiken ging die Frage einher, wie modallogische Formeln semantisch interpretiert werden können. Besonders wichtig sind die nach Saul Kripke benannten *Kripke-Semantiken*, auch *relationale Semantiken* genannt. Die Interpretation der atomaren Aussagen wird hierbei durch eine Welt parametrisiert. Eine Aussage kann also in einer bestimmten Welt wahr sein, während sie in einer anderen falsch ist. Als Logik der Metasprache soll dabei die klassische Prädikatenlogik dienen.

Eine *Kripke-Struktur* sei ein Tripel $M = (W, R, V)$. Hierbei ist W eine Menge von Welten, R eine zweistellige Relation auf W , und V eine Wertung, die jeder atomaren Variable a parametrisiert durch die Welt $w \in W$ einen Wahrheitswert $V(w, a) \in \{0, 1\}$ zuordnet. Man nennt R die *Zugänglichkeitsrelation*, wobei $R(w, w')$ gedeutet wird als » w' ist von w aus zugänglich«. Die Relation muss nicht unbedingt symmetrisch sein, womit man unter Umständen nicht mehr von w' aus in die ursprüngliche Welt w zurückgelangt.

Das Paar $I = (M, w)$, bestehend aus einer Struktur und einer Welt, betrachten wir als Interpretation. Man legt die Erfüllung einer atomaren Variable a bezüglich einer Interpretation fest als

$$(M, w \models a) :\Leftrightarrow V(w, a).$$

Die Erfüllung der Junktoren wird analog zur klassischen Semantik definiert, also

$$(I \models A \wedge B) :\Leftrightarrow (I \models A) \wedge (I \models B)$$

und so weiter, wobei die rechte Seite gemäß den herkömmlichen Wahrheitstabellen ausgewertet wird. Für die beiden modalen Junktoren legt man nun fest

$$(M, w \models \Box A) :\Leftrightarrow \forall w' \in W : R(w, w') \Rightarrow (M, w' \models A),$$

$$(M, w \models \Diamond A) :\Leftrightarrow \exists w' \in W : R(w, w') \wedge (M, w' \models A).$$

In Worten ist die Aussage $\Box A$ genau dann wahr in der Welt w , wenn A in jeder von w aus zugänglichen möglichen Welt wahr ist. Es ist $\Diamond A$ genau dann wahr in der Welt w , wenn A in mindestens einer von w aus zugänglichen möglichen Welt wahr ist.

Die semantische Folgerung wird wieder in der herkömmlichen Form

$$(\Gamma \models A) :\Leftrightarrow \forall I : (I \models \Gamma) \Rightarrow (I \models A)$$

definiert. Ausgeschrieben lautet sie demnach

$$(\Gamma \models A) :\Leftrightarrow \forall M: \forall w \in W(M): (M, w \models \Gamma) \Rightarrow (M, w \models A).$$

Man spricht gelegentlich auch von der *lokalen* semantischen Folgerung, um sie von einer weiteren, der selten diskutierten *globalen* semantischen Folgerung abgrenzen zu können. Zur Unterscheidung will ich die globale Folgerung als \models^g notieren. Man definiert sie als

$$(\Gamma \models^g A) :\Leftrightarrow \forall M: (M \models \Gamma) \Rightarrow (M \models A),$$

wobei $M \models A$ für $\forall w \in W(M): (M, w \models A)$ stehen soll.

Ist Γ die leere Menge, koinzidieren die lokale und die globale Folgerung. Das heißt, $\emptyset \models A$ gilt genau dann, wenn $\emptyset \models^g A$. Man schreibt wieder $\models A$ als Kurzform von $\emptyset \models A$ und sagt dazu, die Formel A sei *allgemeingültig*.

Bei der tieferen Untersuchung, welche Beziehungen zwischen Kalkül und Semantik bestehen, zerlegt man eine Kripke-Struktur $M = (W, R, V)$ in die zwei Teile $F = (W, R)$ und V . Man nennt F den *Rahmen*.

Gezeigt werden muss nun die Korrektheit des natürlichen Schließens für die Modallogik. Dies geschieht wieder per struktureller Induktion über den Formelaufbau. Bei den herkömmlichen Schlussregeln verläuft der Beweis identisch wie in der klassischen Semantik der Aussagenlogik. Zu bestätigen verbleibt insofern lediglich noch die Korrektheit der Nezeissierungsregel und die Allgemeingültigkeit des Axiomenschemas K.

Satz 2.19. Aus $\models A$ folgt $\models \Box A$.

Beweis. Gemäß der Prämisse gilt $M, w' \models A$ für jedes w' . Demnach gilt erst recht $R(w, w') \Rightarrow (M, w' \models A)$. Ergo gilt $\models \Box A$. Quod erat demonstrandum. \square

Satz 2.20. Das Schema $\Box(A \Rightarrow B) \Rightarrow (\Box A \Rightarrow \Box B)$ ist allgemeingültig.

Beweis. Seien M, w fest, aber beliebig. Zu zeigen ist

$$M, w \models \Box(A \Rightarrow B) \Rightarrow (\Box A \Rightarrow \Box B),$$

was gemäß der Definition der Erfüllung äquivalent umgeformt wird zu

$$(M, w \models \Box(A \Rightarrow B)) \Rightarrow (M, w \models \Box A) \Rightarrow (M, w \models \Box B).$$

Zu zeigen ist daher $M, w' \models B$ unter Annahme von $R(w, w')$ und

$$\forall w': R(w, w') \Rightarrow (M, w' \models A \Rightarrow B),$$

$$\forall w': R(w, w') \Rightarrow (M, w' \models A).$$

Die beiden Allaussagen werden mit w' und $R(w, w')$ spezialisiert. Laut der ersten Aussage $M, w' \models A \Rightarrow B$ folgt $M, w' \models B$ aus $M, w' \models A$. Laut zweiten gilt $M, w' \models A$. Ergo gilt $M, w' \models B$. Quod erat demonstrandum. \square

2.3.2. Die Standardübersetzung

Die relationale Semantik der diskutierten Modallogiken deutet bereits an, dass Modallogik etwas mit der Logik erster Stufe zu tun haben müsste. Es scheint, dass in gewisser Weise $\Box A$ der Allquantifizierung, und $\Diamond A$ der Existenzquantifizierung entspricht. Die im Folgenden beschriebene *Standardübersetzung* modallogischer Formeln in die Logik erster Stufe präzisiert diesen Gedankengang. Mithin stellen sich die diskutierten Modallogiken als Spezialfälle der Logik erster Stufe heraus. Auf diese Weise erhält man eine Möglichkeit, modallogische Theoreme mit Beweissassistenten zu formulieren, die lediglich die herkömmliche Logik verstehen.

Die Standardübersetzung ist rekursiv definiert als

$$\begin{aligned} ST_x(a) &:= P_a(x), & ST_x(A \Rightarrow B) &:= ST_x(A) \Rightarrow ST_x(B), \\ ST_x(\neg A) &:= \neg ST_x(A), & ST_x(A \Leftrightarrow B) &:= ST_x(A) \Leftrightarrow ST_x(B), \\ ST_x(A \wedge B) &:= ST_x(A) \wedge ST_x(B), & ST_x(\Box A) &:= \forall y: R(x, y) \Rightarrow ST_y(A), \\ ST_x(A \vee B) &:= ST_x(A) \vee ST_x(B), & ST_x(\Diamond A) &:= \forall y: R(x, y) \wedge ST_y(A). \end{aligned}$$

Die Formeln \perp, \top bleiben fix, also $ST_x(\perp) := \perp$ und $ST_x(\top) := \top$.

Hierbei ist R ein zweistelliges Prädikatsymbol, und P_a zu jedem a ein einstelliges Prädikatsymbol. Eine Interpretation (M, w) mit Kripke-Struktur $M = (W, R, V)$ und Welt $w \in W$ lässt sich als Interpretation $(M, \beta[x := w])$ für die übersetzten Formeln deuten, dergestalt dass das Symbol P_a mit $w \mapsto V(w, a)$ interpretiert wird, und das Symbol R mit der Zugänglichkeitsrelation R . Demzufolge nimmt W die Rolle des Diskursuniversums ein. Die Belegung β spielt keine Rolle, da x die einzige freie Variable ist. Man gelangt nun zum folgenden Resultat.

Satz 2.21. Es gilt $M, w \models A$ genau dann, wenn $M, \beta[x := w] \models ST_x(A)$.

Beweis. Per struktureller Induktion über den Formelaufbau von A . Es sei β_x^w Kurzschreibweise für $\beta[x := w]$. Den Induktionsanfang liefert die Umformung

$$(M, w \models a) \Leftrightarrow V(w, a) \Leftrightarrow (M, \beta_x^w \models P_a(x)).$$

Zur Formel $A \wedge B$ liegt die Äquivalenz von $M, w \models C$ und $M, \beta_x^w \models ST_x(C)$ jeweils für $C = A$ und $C = B$ als Induktionsvoraussetzung vor. Es findet sich hiermit die

äquivalente Umformung

$$\begin{aligned}
 (M, w \models A \wedge B) &\Leftrightarrow (M, w \models A) \wedge (M, w \models B) \\
 &\Leftrightarrow (M, \beta_{\frac{w}{x}} \models ST_x(A)) \wedge (M, \beta_{\frac{w}{x}} \models ST_x(B)) \\
 &\Leftrightarrow M, \beta_{\frac{w}{x}} \models ST_x(A) \wedge ST_x(B) \\
 &\Leftrightarrow M, \beta_{\frac{w}{x}} \models ST_x(A \wedge B).
 \end{aligned}$$

Bei den restlichen herkömmlichen Junktoren verläuft die Argumentation analog. Zur Formel $\Box A$ liegt die Äquivalenz von $M, w' \models A$ und $M, \beta_{\frac{w'}{y}} \models ST_y(A)$ als Induktionsvoraussetzung vor. Es findet sich hiermit die äquivalente Umformung

$$\begin{aligned}
 (M, w \models \Box A) &\Leftrightarrow \forall w': R(w, w') \Rightarrow (M, w' \models A) \\
 &\Leftrightarrow \forall w': R(w, w') \Rightarrow (M, \beta_{\frac{w'}{y}} \models ST_y(A)) \\
 &\Leftrightarrow \forall w': (M, \beta_{\frac{w}{x} \frac{w'}{y}} \models R(x, y)) \Rightarrow (M, \beta_{\frac{w}{x} \frac{w'}{y}} \models ST_y(A)) \\
 &\Leftrightarrow (M, \beta_{\frac{w}{x}} \models \forall y: R(x, y) \Rightarrow ST_y(A)) \\
 &\Leftrightarrow (M, \beta_{\frac{w}{x}} \models ST_x(\Box A)).
 \end{aligned}$$

Bei $\Diamond A$ verläuft die Argumentation analog. \square

Mithin gilt in unmittelbarer Konsequenz der

Satz 2.22. Es gilt $\Gamma \models A$ genau dann, wenn $ST_x(\Gamma) \models ST_x(A)$.

Vermittels dieser Äquivalenz erhält man sogleich den

Satz 2.23. Aus $\vdash ST_x(A)$ folgt $\models A$.

Kraft der Standardübersetzung in die Logik erster Stufe ergibt sich insofern wie gewünscht ein alternativer korrekter Kalkül für die diskutierten Modallogiken. Eine tiefergehende Untersuchung zur Standardübersetzung findet man in [21].

2.4. Semantik der intuitionistischen Logik

2.4.1. Die relationale Semantik der intuitionistischen Logik

Wir erinnern uns, dass sich die intuitionistische Logik ergibt, indem beim natürlichen Schließen auf die Beseitigung der Doppelnegation verzichtet wird. Dies verdeutlicht, wie ein Beweis eines intuitionistischen Theorems beschaffen sein muss. Schwierig bleibt jedoch der Nachweis, dass eine Formel kein solches Theorem sein kann. Hier leistet die Semantik Aufschluss.

Mit der Zeit fand man recht viele verschiedene Semantiken der intuitionistischen Logik.[28] Im Rahmen der algebraischen Semantik wird sie durch Heyting-Algebren statt boolescher Algebren beschrieben. Weiterhin gibt es die topologische Semantik, die Realisierer nach Kleene, die Beth-Semantik, die Kripke-Semantik und die kategorielle Semantik. Streng genommen sollten wir all diese Semantiken aufführen, und daraufhin mit einem Ringschluss aufzeigen, dass sie in Bezug auf die Allgemeingültigkeit einer Formel alle äquivalent sind. Für eine solche Unternehmung bleibt hier aber leider nicht genügend Zeit und Raum. Ich werde mich insofern auf Grundzüge beschränken.

Zur intuitionistischen Logik gehört eine Kripke-Semantik, deren Erfüllung auf eine eigensinnige Art beschaffen ist.[22] Eine *intuitionistische Kripke-Struktur* ist ein Tripel (W, \leq, V) , wobei W wieder eine Menge von Welten, \leq eine Quasiordnung auf ihr und V eine monotone Wertung ist, das heißt,

$$\forall w \in W: \forall w' \in W: w \leq w' \wedge V(w, P) \Rightarrow V(w', P),$$

wobei V jeder Welt w und jeder atomaren Variable P einen Wahrheitswert $V(w, P) \in \{0, 1\}$ zuordnet.

Das Paar $I = (M, w)$, bestehen aus einer Struktur und einer Welt, betrachten wir wieder als Interpretation. Die Erfüllung einer atomaren Variable P ist wieder erklärt als

$$(M, w \models P) :\Leftrightarrow V(w, P).$$

Die Erfüllung der Junktoren ist daraufhin rekursiv erklärt als

$$(M, w \models A \wedge B) :\Leftrightarrow (M, w \models A) \wedge (M, w \models B),$$

$$(M, w \models A \vee B) :\Leftrightarrow (M, w \models A) \vee (M, w \models B),$$

$$(M, w \models A \Rightarrow B) :\Leftrightarrow \forall w' \in W: w \leq w' \wedge (M, w' \models A) \Rightarrow (M, w' \models B).$$

Der jeweilige Junktor auf der rechten Seite ist hierbei abermals als die boolesche Funktion bezüglich ihrer gewöhnlichen Wahrheitstafel erklärt. Weiterhin setzt man $(M, w \models \perp) :\Leftrightarrow 0$, wie gewöhnlich. Die Negation $\neg A$ erhält die Semantik von $A \Rightarrow \perp$. Die Bijunktion $A \Leftrightarrow B$ erhält die Semantik von $(A \Rightarrow B) \wedge (B \Rightarrow A)$.

Die Gültigkeit von A unter Γ ist wieder erklärt als

$$(\Gamma \models A) :\Leftrightarrow \forall M: \forall w \in W(M): (M, w \models \Gamma) \Rightarrow (M, w \models A).$$

Der Beweis Korrektheit verläuft fast analog wie bei der klassischen Semantik. Wir müssen lediglich bei der Subjunktion bzw. Negation aufpassen, die eine veränderte Erfüllung besitzt. Zu bestätigen wäre also die Gültigkeit der Einführung und

Beseitigung der Subjunktion. Zunächst zur Beseitigung

$$(\Gamma \vDash A \Rightarrow B) \wedge (\Gamma \vDash A) \Rightarrow (\Gamma \vDash B).$$

Aus $M, w \vDash \Gamma$ ist $M, w \vDash B$ abzuleiten. Vermittels $\Gamma \vDash A$ erhält man zunächst $M, w \vDash A$. Nun entfaltet sich $\Gamma \vDash A \Rightarrow B$ zu

$$(M, w \vDash \Gamma) \Rightarrow \forall w': w \leq w' \wedge (M, w' \vDash A) \Rightarrow (M, w' \vDash B).$$

Wir spezialisieren $w' := w$, denn $w \leq w$ gilt aufgrund der Reflexivität von \leq .

Nun zur Einführung

$$(\Gamma, A \vDash B) \Rightarrow (\Gamma \vDash A \Rightarrow B).$$

Aus $M, w \vDash \Gamma$ ist $M, w \vDash A \Rightarrow B$ abzuleiten, also $M, w' \vDash B$ für jedes w' mit $w \leq w'$ und $M, w' \vDash A$. Via Spezialisierung von $\Gamma, A \vDash B$ mit w' erhält man $M, w' \vDash B$ aus $M, w' \vDash \Gamma$ und $M, w' \vDash A$. Zu zeigen verbleibt also $M, w' \vDash \Gamma$. Um den Beweis abzuschließen, müssen wir $M, w' \vDash \Gamma$ aus $w \leq w'$ und $M, w \vDash \Gamma$ ableiten. Hierfür ist allerdings ein Hilfssatz erforderlich, laut dem sich die Monotonie von der Wertung auf die Erfüllung vererbt.

Satz 2.24. Aus $w \leq w'$ und $M, w \vDash A$ folgt $M, w' \vDash A$ zu jeder Formel A , jeder intuitionistischen Struktur $M = (W, \leq, V)$ und allen Welten $w, w' \in W$.

Beweisskizze. Strukturelle Induktion über den Aufbau von A .

Im Induktionsanfang in der atomaren Variable P gilt dies aufgrund der Monotonie von V . Der Induktionsanfang in \perp ist trivial.

Der jeweilige Induktionsschritt zu $A \wedge B$, $A \vee B$, $A \Rightarrow B$ verläuft unkompliziert unter Anwendung der beiden Induktionsvoraussetzungen, dass $M, w' \vDash A$ aus $M, w \vDash A$ sowie $M, w' \vDash B$ aus $M, w \vDash B$ für $w \leq w'$ folgt. Bei $A \Rightarrow B$ ist allerdings zusätzlich die Transitivität von \leq erforderlich. \square

Für die Gültigkeit macht es keinen Unterschied, wenn die Erfüllung lediglich für Halb- statt Quasiordnungen gefordert wird. Dies erklärt, warum die entsprechend modifizierte Definition der Semantik ebenfalls verbreitet ist. Wir wollen dies noch kurz verifizieren. Den Hauptteil übernimmt der folgende Hilfssatz.

Satz 2.25. Zu jedem intuitionistischen Kripke-Modell $M = (W, R, V)$ existiert ein intuitionistisches Kripke-Modell $M' = (W', R', V')$ mit Halbordnung R' , das genau dieselben Formeln erfüllt.

Beweis. Mit $x \sim y :\Leftrightarrow R(x, y) \wedge R(y, x)$ ist eine Äquivalenzrelation festgelegt, wie man unschwer nachrechnet. Die Quotientenmenge $W' := W/\sim$ wird das *Skelett* von W genannt, ihre Elemente heißen *Cluster*. Auf W' definieren wir

$$R'([x], [y]) :\Leftrightarrow R(x, y), \quad V'([x], P) :\Leftrightarrow V(x, P).$$

Man rechnet unschwer nach, dass R', V' wohldefiniert sind, R' eine Halbordnung ist, und V' monoton ist. Für jede Formel A gilt nun

$$\forall x \in W: (M, x \models A) \Leftrightarrow (M', [x] \models A),$$

was per struktureller Induktion über den Aufbau von A bestätigt wird.

Zum Induktionsanfang in der atomaren Variable P findet sich die äquivalente Umformung

$$(x \models P) \Leftrightarrow V(x, P) \Leftrightarrow V([x], P) \Leftrightarrow ([x] \models P).$$

Der Induktionsanfang in \perp ist trivial.

Im Induktionsschritt zu $A \wedge B$ liegen die Induktionsvoraussetzungen $\forall x: (x \models A) \Leftrightarrow ([x] \models A)$ und $\forall x: (x \models B) \Leftrightarrow ([x] \models B)$ vor. Mit diesen rechnet man

$$(x \models A \wedge B) \Leftrightarrow (x \models A) \wedge (x \models B) \Leftrightarrow ([x] \models A) \wedge ([x] \models B) \Leftrightarrow ([x] \models A \wedge B).$$

Der Schritt zu $A \vee B$ verläuft analog. Im Schritt zu $A \Rightarrow B$ rechnet man

$$\begin{aligned} (x \models A \Rightarrow B) &\Leftrightarrow (\forall y \in W: R(x, y) \wedge (y \models A) \Rightarrow (y \models B)) \\ &\Leftrightarrow (\forall y \in W: R'([x], [y]) \wedge ([y] \models A) \Rightarrow ([y] \models B)) \\ &\Leftrightarrow (\forall y' \in W': R'([x], y') \wedge (y' \models A) \Rightarrow (y' \models B)) \\ &\Leftrightarrow ([x] \models A \Rightarrow B), \end{aligned}$$

insofern dank der Surjektivität der kanonischen Projektion $y \mapsto [y]$ zu jedem y' ein y mit $y' = [y]$ existiert. \square

Mit der geleisteten Vorarbeit ergibt sich der

Satz 2.26. Aus $\Gamma \models' A$ folgt $\Gamma \models A$, wobei Ersteres die Gültigkeit in Bezug auf lediglich alle Halb- statt Quasiordnungen meine.

Beweis. Aus $M, w \models \Gamma$ ist $M, w \models A$ zu folgern. Zu M erhält man $M' = (W', R', V')$ mit Halbordnung R' mittels Satz 2.25. Laut der Äquivalenz von Satz 2.25 folgt $M', [w] \models \Gamma$ aus $M, w \models \Gamma$. Daraufhin folgt $M', [w] \models A$ laut Voraussetzung $\Gamma \models' A$. Unter nochmaliger Anwendung der Äquivalenz folgt schließlich $M, w \models A$. \square

Die Umkehrung von Satz 2.26 stellt natürlich eine Trivialität dar, weil jede Halb- auch immer eine Quasiordnung ist.

Die Übersetzung nach Gödel-McKinsey-Tarski bettet eine Formel der intuitionistischen Logik in die Modallogik S4 ein. Sie ist rekursiv erklärt als

$$\begin{aligned} T(P) &:= \Box P, & T(A \wedge B) &:= T(A) \wedge T(B), & T(A \Rightarrow B) &:= \Box T(A \Rightarrow B), \\ T(\perp) &:= \perp, & T(A \vee B) &:= T(A) \vee T(B), & T(\neg A) &:= \Box \neg T(A). \end{aligned}$$

Es soll A genau dann ein Theorem der intuitionistischen Logik sein, wenn $T(A)$ ein Theorem der Modallogik S4 ist. Im Folgenden wollen wir dies als Übung semantisch bestätigen.

Bei Kripke-Semantiken ist für die Erfüllung auch die Schreibweise $w \Vdash A$ statt $w \models A$ geläufig. Zur Unterscheidung notieren wir – von dieser Freiheit pragmatisch Gebrauch machend – im Folgenden $w \Vdash A$ für die Erfüllung in der intuitionistischen Logik und $w \models T(A)$ für die Erfüllung in der S4, jeweils im Bezug auf die jeweilige Kripke-Semantik.

Der Beweis umfasst die Nutzung zweier Hilfssätze.

Satz 2.27. Es liege ein intuitionistisches Kripke-Modell (W, \leq, V) vor. Dieses bietet sich unverändert als S4-Kripke-Modell an. Zu jeder Formel A und jeder Welt w ist dann $w \Vdash A$ zu $w \models T(A)$ äquivalent.

Beweisskizze. Strukturelle Induktion über den Aufbau von A .

Zum Induktionsanfang in der atomaren Variable P . Es gelte $w \Vdash P$, also $V(w, P)$. Zu zeigen ist $w \models \Box P$, also $V(w', P)$ für jedes w' mit $w \leq w'$, was aber mit $V(w, P)$ aus der Monotonie von V folgt. Umgekehrt gelte $w \models \Box P$. Zu zeigen ist $V(w, P)$, was sofort aus $w \models \Box P$ mit $w \leq w$ folgt, denn \leq ist reflexiv.

Der Induktionsanfang in \perp ist trivial.

Die Induktionsschritte zu $A \wedge B$, $A \vee B$ und $A \Rightarrow B$ verlaufen geradlinig unter Anwendung der beiden Induktionsannahmen, dass $w \Vdash A$ zu $w \models T(A)$ sowie $w \Vdash B$ zu $w \models T(B)$ äquivalent ist. Der Umstand $T(A \Rightarrow B) = \Box(A \Rightarrow B)$ schafft dabei erstaunlicherweise keine sonderliche Komplikation, die den Gebrauch einer der anderen Voraussetzungen erfordern würde. \square

Satz 2.28. Es liege ein S4-Kripke-Modell (W, \leq, V) vor. Zu diesem ist (W, \leq, V_i) mit $V_i(w, P) :\Leftrightarrow (w \models \Box P)$ ein intuitionistisches Kripke-Modell, so dass zu jeder Formel A und jeder Welt w die Erfüllung $w \Vdash A$ zu $w \models T(A)$ äquivalent ist.

Beweisskizze. Zunächst ist die Monotonie von V_i zu bestätigen. Es seien x, y, P beliebig, und es gelte $x \leq y$ und $V_i(x, P)$. Zu zeigen ist $V_i(y, P)$, also $V(z, P)$ für

jedes z mit $y \leq z$. Zunächst folgt $x \leq z$, da \leq transitiv ist. Entfaltung von $V_i(x, P)$ bringt $x \models \Box P$, also $V(w, P)$ für jedes w mit $x \leq w$. Ergo erhält man $V(z, P)$ mit $w := z$.

Nun wieder strukturelle Induktion über den Aufbau von A .

Der Beweis des Induktionsanfangs in der atomaren Variable P verläuft unkompliziert.

Der Beweis des Induktionsanfangs in \perp ist trivial.

Die Induktionsschritte zu $A \wedge B$, $A \vee B$ und $A \Rightarrow B$ verlaufen abermals geradlinig, jeweils unter Anwendung der beiden Induktionsannahmen. \square

Satz 2.29. Es gilt genau dann $\models_{\text{Int}} A$, wenn $\models_{\text{S4}} T(A)$. Das heißt, eine Formel A ist genau dann bezüglich intuitionistischer Kripke-Semantik gültig, wenn $T(A)$ bezüglich der Kripke-Semantik von S4 gültig ist.

Beweis. Es gelte $\models_{\text{Int}} A$. Es sei $M = (W, \leq, V)$ ein beliebiges S4-Kripke-Modell. Es sei w eine beliebige Welt. Nach Satz 2.28 hat man ein intuitionistisches Modell $M_i := (W, \leq, V_i)$, so dass $M_i, w \Vdash A$ laut Prämisse, und somit $M, w \models T(A)$. Und dies bedeutet $\models_{\text{S4}} T(A)$, da M, w beliebig sind.

Umgekehrt gelte $\models_{\text{S4}} T(A)$. Es sei $M_i = (W, \leq, V)$ ein beliebiges intuitionistisches Kripke-Modell. Nach Satz 2.27 hat man ein S4-Kripke-Modell $M := M_i$, so dass $M, w \models T(A)$ laut Prämisse, und somit $M, w \Vdash A$. Und dies bedeutet $\models_{\text{Int}} A$, da M_i, w beliebig sind. \square

Infolge muss A genau dann ein intuitionistisches Theorem sein, wenn $T(A)$ ein Theorem in S4 ist. Die Brücke dazu ergibt sich unter Hinzuziehung von Korrektheit und Vollständigkeit des jeweiligen Kalküls. Die Übersetzung T leistet also wirklich, was postuliert wurde.

2.4.2. Zur Auffindung von Kontramodellen

Mit der Widerlegung der Allgemeingültigkeit einer Formel verhält es sich in der intuitionistischen Logik komplizierter als in der klassischen, da ein Gefüge von Welten gefunden werden muss, auf denen die Wertung unterschiedlich ausfällt. Zurück zur klassischen Logik bzw. Semantik kommt man bei Begrenzung dieses Gefüges auf eine einzige Welt. Damit ist auch schon klar, wie eine Formel widerlegt wird, die bereits in der klassischen Logik nicht allgemeingültig ist. Im Folgenden interessieren uns also ausschließlich klassische Tautologien, die vermutlich keine intuitionistischen sind.

Wir notieren kurz $w \not\models A$ für $\neg(w \models A)$. Definitionsgemäß gilt $w \models A \wedge B$ genau dann, wenn $w \models A$ und $w \models B$. Als Kontraposition ergibt sich also, dass $w \not\models A \wedge B$ genau dann, wenn $w \not\models A$ oder $w \not\models B$. Demnach erhalten wir die beiden Regeln

$$\frac{w \not\models A}{w \not\models A \wedge B}, \quad \frac{w \not\models B}{w \not\models A \wedge B}.$$

Analog findet sich zur Widerlegung der Disjunktion die Regel

$$\frac{w \not\models A \quad w \not\models B}{w \not\models A \vee B}.$$

Bei der Subjunktion verhält es sich wieder ein wenig komplizierter. Definitionsgemäß gilt $w \models A \Rightarrow B$ genau dann, wenn $\forall w' \geq w: (w' \models A) \Rightarrow (w' \models B)$. In Kontraposition gilt $w \not\models A \Rightarrow B$ genau dann, wenn $\exists w' \geq w: (w' \models A) \wedge (w' \not\models B)$. Dies führt uns also zur Regel

$$\frac{w \leq w' \quad w' \models A \quad w' \not\models B}{w \not\models A \Rightarrow B}.$$

Die Negation $\neg A$ ist hier als Spezialfall $B := \perp$ enthalten. Beachtet man, dass $w \not\models \perp$ allgemeingültig ist, vereinfacht sich die Regel zu

$$\frac{w \leq w' \quad w' \models A}{w \not\models \neg A}.$$

Die Regeln erleichtern die Auffindung zielführender Welten und Wertung.

Beispiel 1. Die Allgemeingültigkeit von $A \vee \neg A$, dem Satz vom ausgeschlossenen Dritten, ist zu widerlegen. Wir machen dies bei der Instanz zu $A := p$. Unter Rückwärtsschließen vermittels der Regeln ergibt sich die Ableitung:

$$\frac{\frac{V(w, p) = 0}{w \not\models p} \quad \frac{\frac{V(w', p) = 1}{w' \models p}}{w \not\models \neg p}}{w \not\models p \vee \neg p}$$

Zu den drei Hypothesen findet sich das Kontramodell

$$W := \{w, w'\}, \quad R := \{(w, w), (w, w'), (w', w')\}, \quad V(w, p) := 0, \quad V(w', p) := 1$$

mit $w \leq w'$ als Notation für $R(w, w')$. Dieses widerspricht nicht der Monotonieforderung an V , die besagt, dass zu je zwei Welten w, w' mit $w \leq w'$ und $V(w, p)$ auch $V(w', p)$ gilt, bzw. $\neg V(w, p)$ oder $V(w', p)$ gelten muss.

Beispiel 2. Die Allgemeingültigkeit von $\neg\neg A \Rightarrow A$, der Beseitigung der Doppelnegation, ist zu widerlegen. Hierfür genügt die Instanz zu $A := p$. Kunstloses Rückwärtsschließen führt uns zur Ableitung:

$$\begin{array}{c}
 \frac{w_1 \leq w_2 \quad \frac{\frac{w_2 \leq x \quad \frac{x \leq w_3 \quad \frac{V(w_3, p) = 1}{w_3 \models p}}{x \not\models \neg p}}{\forall x \geq w_2: x \not\models \neg p}}{w_2 \models \neg\neg p}}{w_1 \not\models \neg\neg p \Rightarrow p} \quad \frac{V(w_2, p) = 0}{w_2 \not\models p}
 \end{array}$$

Zu den fünf Hypothesen findet sich nochmals das Kontramodell

$$W := \{w, w'\}, R := \{(w, w), (w, w'), (w', w')\}, V(w, p) := 0, V(w', p) := 1$$

bei Vornahme der Setzungen $w_1 := w, w_2 := w, w_3 := w'$.

Die Auffindung eines Kontramodells braucht man bei diesen kleinen Formeln nicht unbedingt händisch rechnen. Insofern die Modelle selbst klein sind, schafft es der Computer Brute-Force durch kombinatorische Aufzählung der Modelle, wenngleich die kombinatorische Komplexität rasch zunimmt. Da W endlich ist, werden die ominösen Allquantifizierungen bei der Berechnung der Erfüllung selbst endlich. In der obigen Ableitung ist bspw. $x \in W$, womit nach Festlegung von W nur noch $x = w$ und $x = w'$ übrig bleiben. Dass jede widerlegbare Formel ein endliches Kontramodell besitzt, engl. *finite model property*, müsste man streng genommen beweisen. Gerne würde man auch eine Schranke zur Komplexität in Bezug auf die, noch zu definierende, Komplexität der Formel haben.

Beispiel 3. Die Allgemeingültigkeit von $(A \Rightarrow B \vee C) \Rightarrow (A \Rightarrow B) \vee (A \Rightarrow C)$ ist zu widerlegen. Hierfür genügt die Instanz $A := p, B := q, C := r$. Es findet sich die Ableitung:

$$\frac{w_1 \leq w_2 \quad \frac{\forall x \geq w_2: (x \models p) \Rightarrow (x \models q \vee r)}{w_2 \models p \Rightarrow q \vee r}}{w_1 \not\models (p \Rightarrow q \vee r) \Rightarrow (p \Rightarrow q) \vee (p \Rightarrow r)} \quad w_2 \not\models (p \Rightarrow q) \vee (p \Rightarrow r)$$

mit dem Teilbaum

$$\frac{\frac{w_2 \leq w_3 \quad w_3 \models p \quad w_3 \not\models q}{w_2 \not\models (p \Rightarrow q)} \quad \frac{w_2 \leq w_4 \quad w_4 \models p \quad w_4 \not\models r}{w_2 \not\models (p \Rightarrow r)}}{w_2 \not\models (p \Rightarrow q) \vee (p \Rightarrow r)}$$

Man beachte hier nun die Allaussage. Näher betrachtet schließt diese den Umstand $w_3 = w_4$ aus, denn wegen $w_3 \models p$ zieht sie $w_3 \models q \vee r$ nach sich, aber wir hätten

sowohl $w_3 \not\models p$ als auch $w_3 \not\models r$. Die Lösung besteht darin, die Wertung bezüglich q, r wechselhaft erfüllt zu haben. Dies erfordert insgesamt drei unterschiedliche Welten. Zur Verkürzung notieren wir $w \in V(P)$ statt $V(w, P) = 1$. Es findet sich das Kontramodell

$$W := \{w, w', w''\}, R := \{(w, w'), (w, w'')\} \cup \text{Reflexivität}(W), \\ V(p) := \{w', w''\}, V(q) := \{w'\}, V(r) := \{w''\}$$

bei Vornahme der Setzungen $w_1 := w, w_2 := w, w_3 := w'', w_4 := w'$.

Weitere widerlegbare klassische Tautologien sind

$((A \Rightarrow B) \Rightarrow A) \Rightarrow A,$	(Peirce's law)
$(\neg A \Rightarrow A) \Rightarrow A,$	(Consequentia mirabilis)
$A \vee (A \Rightarrow B),$	(LEM bei $B := \perp$)
$(A \Rightarrow B) \Rightarrow B \vee \neg A,$	(LEM bei $B := A$)
$\neg A \vee \neg \neg A,$	(weak LEM)
$(A \Rightarrow B) \vee (B \Rightarrow A),$	(DPG: Dirk Gently's Principle)
$(\neg B \Rightarrow \neg A) \Rightarrow (A \Rightarrow B),$	(klassische Kontraposition)
$(\neg B \Rightarrow A) \Rightarrow (\neg A \Rightarrow B),$	
$\neg(A \wedge B) \Rightarrow \neg A \vee \neg B.$	

3. Mengenlehre

3.1. Grundbegriffe

3.1.1. Der Mengenbegriff

Eine *Menge* darf man sich wie einen Beutel vorstellen, der einzelne Objekte enthält. Die Objekte heißen *Elemente* der Menge. Jedoch gilt es hierbei zu beachten, dass es sich mit einer Menge nicht gänzlich wie mit einem Beutel verhält, in dem dasselbe Objekt mehrmals zu finden sein kann.

»Unter einer Menge verstehen wir jede Zusammenfassung von bestimmten wohlunterschiedenen Objekten unserer Anschauung oder unseres Denkens zu einem Ganzen.«

— Georg Cantor, 1895 (redigiert aus [39])

Obwohl blumig anmutend, fassen diese Worte das Konzept recht gut auf den Punkt. Wichtig ist hier das Wort *wohlunterschieden*, das uns zu verstehen gibt, dass ein Element nicht mehrmals in einer Menge enthalten sein kann. *Eine Menge ist genau dadurch festgelegt, welche Elemente sie enthält. Sie enthält Elemente weder mehrmals, noch in einer bestimmten Reihenfolge.*

Es gibt die *leere Menge*, notiert als \emptyset oder $\{\}$. Man darf sie sich wie einen leeren Beutel vorstellen. Dagegen enthält die Menge $\{\emptyset\}$ genau ein Element. Es ist ein Beutel, der den leeren Beutel enthält.

Wir schreiben kurz $x \in A$ für » x ist ein Element von A «, auch » x gehört zu A « oder » x liegt in A «. Es steht $x \notin A$ für $\neg x \in A$, gelesen $\neg(x \in A)$.

Für eine endliche Menge $\{x_1, \dots, x_n\}$ definiert man

$$x \in \{x_1, \dots, x_n\} :\Leftrightarrow x = x_1 \vee \dots \vee x = x_n.$$

3.1.2. Gleichheit von Mengen

Es wurde gesagt, eine Menge sei dadurch charakterisiert, welche Elemente sie enthält. Um diesen Sachverhalt näher zu erfassen, muss geklärt werden, wie es sich mit der Gleichheit von Mengen verhält. Intuitiv sieht man zwei Mengen als gleich

an, wenn sie exakt dieselben Elemente enthalten. Allerdings stellt sich die Frage, wie dies als logische Aussage wiedergegeben wird, weil man die Elemente der beiden Mengen nicht einfach auflisten und paarweise vergleichen kann, da die Auflistungen eine unterschiedliche Reihenfolge der Elemente aufweisen mögen. Die Antwort darauf lautet, man verlangt, dass jedes Element der einen Menge auch in der anderen zu finden sein wird und umgekehrt.

Es werden die Axiome der Logik mit Gleichheit gefordert, laut denen die Gleichheit reflexiv ist und eine Ersetzungsregel besitzt. Ihnen hinzugefügt wird das

Axiom 3.1 (Extensionalität).

Für je zwei Mengen A, B soll gelten

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

Die Umkehrung des Axioms braucht nicht unbedingt gefordert werden, da sie bereits aus den beiden allgemeinen Axiomen der Gleichheit hervorgeht. Alternativ kann man die Gleichheit per Äquivalenz

$$A = B :\Leftrightarrow (\forall x: x \in A \Leftrightarrow x \in B)$$

definieren. Der Leser wird mühelos bestätigen, dass die Gleichheit dahingehend die Reflexivität, mehr noch, die Axiome einer Äquivalenzrelation erfüllt. Allerdings kann ein Teil des Schemas zur Ersetzungsregel nun anscheinend nicht mehr hergeleitet werden. Dieses sollte zumindest für atomare Formeln bestehen, also für jedes Argument der Relation \in . Was bei näherer Betrachtung fehlt, ist die Aussage

$$A = B \Rightarrow (\forall M: A \in M \Rightarrow B \in M).$$

Dieser Sachverhalt wird dahingehend zusätzlich als Axiom gefordert.

Es ist zulässig, ein Element bei der aufzählenden Angabe einer Menge mehrmals aufzuführen. Dies ändert allerdings nichts daran, dass ein Element stets nur einmal in einer Menge enthalten ist. Zum Beispiel gilt $\{\emptyset, \emptyset\} = \{\emptyset\}$. Mit der Definition der aufzählenden Angabe und dem Idempotenzgesetz der Aussagenlogik findet sich nämlich die äquivalente Umformung

$$x \in \{\emptyset, \emptyset\} \Leftrightarrow x = \emptyset \vee x = \emptyset \Leftrightarrow x = \emptyset \Leftrightarrow x \in \{\emptyset\}.$$

3.1.3. Beschränkte Quantifizierung

In der Mathematik erstreckt sich die Quantifizierung meist nicht über das gesamte Diskursuniversum, sondern bleibt auf eine bestimmte Menge beschränkt. Eine extra Notation macht dies ergonomisch, wobei eine Erweiterung der logischen Sprache hierfür nicht nötig ist. Die beschränkte Quantifizierung wird logisch auf eine unbeschränkte zurückgeführt.

Definition 3.1 (Beschränkte Quantifizierung).

Für jede Menge M und jede Aussageform $A(x)$ setzt man

$$(\forall x \in M: A(x)) :\Leftrightarrow (\forall x: x \in M \Rightarrow A(x)),$$

$$(\exists x \in M: A(x)) :\Leftrightarrow (\exists x: x \in M \wedge A(x)).$$

Die Aussage $\forall x \in \emptyset: A(x)$ ist allgemeingültig, man spricht von der *leeren Wahrheit*, engl. *vacuous truth*. Via ex falso quodlibet erhält man nämlich:

$$\frac{\frac{\frac{}{\vdash \neg x \in \emptyset} \quad \frac{}{x \in \emptyset \vdash x \in \emptyset}}{x \in \emptyset \vdash \perp} \text{EFQ} \quad \frac{}{x \in \emptyset \vdash A(x)}}{\vdash \forall x: x \in \emptyset \Rightarrow A(x)}$$

Viele Regeln zur beschränkten Quantifizierung sind analog zu den Regeln der unbeschränkten. Beispielsweise gilt

$$(\forall x \in M: A(x) \wedge B(x)) \Leftrightarrow (\forall x \in M: A(x)) \wedge (\forall x \in M: B(x)).$$

Man muss allerdings Vorsicht walten lassen. Nicht bei jeder Äquivalenz liegt eine direkte Analogie vor. Zwar besteht für eine Formel A , in der x nicht frei vorkommt, die Äquivalenz

$$(\exists x: A) \Leftrightarrow A.$$

Die Analogie ist jedoch von der ein klein wenig intrikateren Form

$$(\exists x \in M: A) \Leftrightarrow M \neq \emptyset \wedge A.$$

Diese Beziehung erklärt sich durch die Umformung

$$(\exists x \in M: A) \Leftrightarrow (\exists x: x \in M \wedge A) \Leftrightarrow (\exists x: x \in M) \wedge A \Leftrightarrow M \neq \emptyset \wedge A.$$

Die letzte Umformung gilt, weil $M \neq \emptyset$ gleichbedeutend mit $\exists x: x \in M$ ist.

3.1.4. Teilmengen

Gehört jedes Element einer Menge A auch zu einer Menge B , nennt man A eine *Teilmenge* von B . Man sagt auch, B umfasse A , oder B sei eine Obermenge von A . Eine *echte Teilmenge* sei A dann, wenn zusätzlich $A \neq B$ gilt. Die Menge der geraden Zahlen ist eine echte Teilmenge der ganzen Zahlen. Jede Menge ist eine Teilmenge von sich selbst, jedoch keine echte.

Die Menge der Quadrate ist eine Teilmenge der Vierecke, genauer eine Teilmenge der Rechtecke und auch eine Teilmenge der Rhomben. Weder ist die Menge der Rechtecke eine Teilmenge der Rhomben, noch ist die Menge der Rhomben eine Teilmenge der Rechtecke. Allerdings ist sowohl die Menge der Rechtecke als auch die der Rhomben eine Teilmenge der Parallelelogramme.

Definition 3.2 (Inklusion).

Man definiert $A \subseteq B$, gelesen » A ist eine Teilmenge von B «, als

$$A \subseteq B :\Leftrightarrow (\forall x: x \in A \Rightarrow x \in B).$$

Unschwer bestätigt sich die Äquivalenz

$$A = B \Leftrightarrow A \subseteq B \wedge B \subseteq A.$$

Diese Gegebenheit dient häufig als Hilfestellung beim Beweis der Gleichheit zweier Mengen. Man zeigt $x \in A \Rightarrow x \in B$ und $x \in B \Rightarrow x \in A$ für festes, aber beliebiges x . Und damit ist bereits klar, dass $A = B$ sein muss.

Die Symbolik $A \subset B$ soll den Umstand ausdrücken, dass A eine *echte* Teilmenge von B ist, also sowohl $A \subseteq B$ als auch $A \neq B$ gilt. Außerhalb dieses Buches sollte man dafür aber besser $A \subsetneq B$ notieren, da $A \subset B$ leider auch in der Bedeutung von $A \subseteq B$ geläufig ist. Ich bin davon nicht so begeistert, weil die Harmonie mit der Notation für Halbordnungen dadurch verloren geht. Man überzeugt sich nämlich unschwer davon, dass die Inklusion die Axiome einer Halbordnung erfüllt. Für die Mengenlehre ist dieser Umstand aber von großer Bedeutung.

3.1.5. Komprehension

Es wäre an der Zeit, die Wege der Mengenbildung zu erkunden, auf denen eine Vielzahl unterschiedlicher Mengen erreicht werden kann. Zunächst steht die Komprehension als allgemeines Mittel zur Verfügung. Aus ihr gliedern sich im Fortgang verschiedene Mengenoperationen aus.

Die Abgrenzung einer Menge durch Aufzählung ihrer Elemente kommt lediglich für hinreichend kleine endliche Mengen infrage. Um sich von dieser Einengung zu befreien, beschreibt man Mengen allgemeiner durch Eigenschaften. Zu einer Eigenschaft denkt man sich hierbei die Menge der Elemente, die diese Eigenschaft erfüllen. Zur Eigenschaft *ist eine gerade ganze Zahl*,

$$A(x) :\Leftrightarrow x \text{ ist eine gerade ganze Zahl} \Leftrightarrow \exists k \in \mathbb{Z}: x = 2k,$$

erhält man zum Beispiel die Menge der geraden Zahlen. Diesbezüglich wird ihre Ausformung symbolisiert durch die Notation

$$\{x \mid A(x)\} = \{\dots, -4, -2, 0, 2, 4, \dots\}.$$

Es wird $\{x \mid A(x)\}$ gelesen als »die Klasse der x , für die $A(x)$ gilt« oder »die Menge der x , für die $A(x)$ gilt«.

Definition 3.3 (Komprehension).

Zu einer Eigenschaft $A(x)$ definiert man die Klasse $\{x \mid A(x)\}$ gemäß

$$u \in \{x \mid A(x)\} :\Leftrightarrow A(u).$$

Man muss mit der Komprehension ein wenig vorsichtig umgehen, denn nicht jede Klasse ist eine Menge. Die russellsche Klasse $R := \{x \mid x \notin x\}$ ist das klassische Beispiel. Logisch gilt laut dieser Festlegung die Allaussage

$$\forall x: x \in R \Leftrightarrow x \notin x.$$

Angenommen, R wäre eine Menge. Insofern dürfte man die Aussage $R \in M$ bezüglich einer Menge M formulieren, also speziell $R \in R$. Spezialisierung der Allaussage mit $x := R$ führt nun kurzerhand zu

$$R \in R \Leftrightarrow R \notin R.$$

Für jede Formel A gilt allerdings das Theorem

$$\vdash (A \Leftrightarrow \neg A) \Rightarrow \perp.$$

Insgesamt ergibt sich so ein Beweis der Kontradiktion. Irgendetwas kann also nicht gut sein. Diese von Bertrand Russell im Jahre 1901 entdeckte Verwicklung, die seit jeher den Namen *russellsche Antinomie* trägt, brachte Gottlob Freges logizistisches Programm in unangenehme Schwierigkeiten. Frege versuchte, eine Reduktion der Mathematik auf die Logik zu unternehmen, wurde daraufhin aber von Russell brieflich in Kenntnis gesetzt, dass sein Werk *Grundgesetze der Arithmetik* in wesentlicher Weise von der Antinomie unterhöhlt wird. Russell führte das Programm fort, und veröffentlichte schließlich die *Principia Mathematica*, die der Antinomie mithilfe einer Typentheorie aus dem Weg geht. [33]

Russell formulierte seine Antinomie anschaulich in Gestalt des Barbier-Paradoxons. *Ein Barbier rasiere all jene, und nur jene, die sich nicht selbst rasieren. Rasiert sich der Barbier selbst?* Mit der Zeit verbreiteten sich viele Abwandlungen. Das Wesen der Antinomie liegt in der problematischen Selbstbezüglichkeit, aus der auch das Lügner-Paradoxon hervorgeht. In dünnen Worten geht es so: *Pinocchio sagt, »Meine Nase wächst jetzt.«*

Man begegnet der Problematik, indem man R als eine echte Klasse ansieht. Für sie darf die Aussage $R \in M$ nicht formulierbar, oder zumindest nicht ableitbar sein.

Ich will sogleich näher auf Klassen eingehen, zuvor aber eine weniger allgemeine Form der Komprehension, die *Aussonderung*, aufführen. Sie verhält sich gutartig, dergestalt dass sie nicht mehr ermöglicht, als das Ausfiltern von Elementen aus einer gegebenen Menge.

Definition 3.4 (Aussonderung).

Zu einer Menge M und einer Eigenschaft $A(x)$ definiert man

$$u \in \{x \in M \mid A(x)\} :\Leftrightarrow u \in M \wedge A(u).$$

Bekräftigt wird die Gutartigkeit durch das

Axiom 3.2 (Schema der Aussonderung).

Ist M eine Menge, so auch $\{x \in M \mid A(x)\}$ für jede Eigenschaft $A(x)$.

Aussonderung schränkt das Argumentieren mehr ein als nötig. Einen durchdachten Weg aus der Antinomie, der uns ungehindertes Bilden von Komprehensionen zurückbringt, bietet das Konzept der Klassen. Generell soll jede denkbare Ansammlung, also auch jede Menge eine *Klasse* sein.

Alternativ bestünde auch die Möglichkeit, Mengen und Klassen als zwei unterschiedliche *Sorten* aufzufassen, worunter man eine Art Typsystem versteht, das Mengen und Klassen zur Unterscheidung mit einem unterschiedlichen Typ behaftet. Die Elementbeziehung $x \in A$ darf diesbezüglich nur geformt werden, wenn x von der Sorte Menge ist, womit die russellsche Antinomie ebenfalls unterbunden würde. Diesen Weg wollen wir allerdings zugunsten der folgenden, ein wenig eleganteren Ausführungen nicht beschreiten.

Wir legen ein Universum \mathcal{U} fest, das alle Mengen als Elemente enthält. Dieses, häufig auch mit V abgekürzte, ist selbst eine Klasse, die Klasse aller Mengen, auch genannt die *universelle Klasse* oder *Allklasse*. Eine Klasse sei genau dann eine *Menge*, wenn sie ein Element der universellen Klasse ist, andernfalls spricht man von einer *echten Klasse*. Man darf sich eine echte Klasse demnach als eine Ansammlung vorstellen, die in irgendeiner Weise, gleich welcher Art das vonstatten gehen mag, zu reichhaltig ist, um als Menge gelten zu können.

Statt die universelle Klasse als Grundobjekt zu betrachten, wird sie logisch mit der Forderung

$$u \in \mathcal{U} :\Leftrightarrow \exists C: u \in C$$

auf die Elementbeziehung zurückgeführt. Das heißt, eine Klasse u sei genau dann eine Menge, wenn sie Element irgendeiner Klasse ist. Es wird nun eine gutartige Komprehension festgelegt.

Definition 3.5 (Klassenkomprehension).

Zu jeder Eigenschaft $A(x)$ ist die Klasse $\{x \mid A(x)\}$ definiert gemäß

$$u \in \{x \mid A(x)\} :\Leftrightarrow u \in \mathcal{U} \wedge A(u).$$

Jede Klasse steht demnach nicht für eine beliebige Aussageform, sondern ist als eine Aussonderung aus der universellen Klasse interpretierbar. Die Komprehension wird hierdurch dahingehend entschärft, dass das Argument der russellschen Antinomie nicht mehr zu einer Kontradiktion führt. Dennoch bleibt die Argumentation wichtig, denn sie zeigt eben, dass die russellsche Klasse eine echte Klasse ist. Die Teilmengenbeziehung übernehmen wir unverändert, sprechen aber nun von der Teilklassenbeziehung. Daraufhin folgt sofort, dass jede Klasse eine Teilklassse der universellen Klasse sein muss. Es erscheint weiterhin vernünftig, jede Teilmenge einer Menge auch als Menge anzusehen. Wäre die universelle Klasse eine Menge, so müsste die russellsche Klasse als Teilklassse ebenso eine Menge sein, was aber nicht stimmt, wie wir gerade zuvor festgestellt haben. Ergo muss die universelle Klasse ebenfalls eine echte sein.

Vermittels der Komprehension ist im Weiteren die leere Menge definierbar. Darüber hinaus können wir die universelle Klasse gleichfalls, insofern sie zuvor gemäß der genannten Existenzaussage erklärt war, via Komprehension darstellen. Wir legen die beiden Klassen, die einander Gegenpole sind, fest als

$$\emptyset := \{x \mid \perp\} = \{x \mid x \neq x\},$$

$$\mathcal{U} := \{x \mid \top\} = \{x \mid x = x\}.$$

Die später erläuterten Begriffe Vereinigung, Schnitt, Differenz, Komplement und das kartesische Produkt sind eigentlich allgemein für Klassen definiert. Die Gleichheit von Mengen und die Teilmengenbeziehung wird wie gesagt zur Gleichheit von Klassen und Teilklassenbeziehung erweitert. Mithin sind Relationen und Abbildungen zwischen Klassen definierbar. Als Faustregel darf man sich merken, dass jeder Begriff zunächst für Klassen definiert wird, es sich aber, sofern diese als Elemente einer Klasse auftreten, um Mengen handeln muss.

Im Fortgang tut sich irgendwann die Frage auf, welche Gesetzmäßigkeiten eigentlich wesentlich sind, um die allgemeine Mengenlehre ausarbeiten zu können. Mehr noch tut sich damit einhergehend die Frage auf, ob diese Gesetzmäßigkeiten wirklich unbedenklich sind. Zur Beantwortung der ersten Frage stellt man ein System von Axiomen auf, wir sprechen dann von einer *axiomatischen Mengenlehre*. Davon wurde mehrere geschaffen, die zueinander in nichttrivialer Weise in Beziehung stehen. Mit der zweiten Frage verhält es sich schwierig.

Die beiden Ansätze Aussonderung und Klassenkomprehension spiegeln sich in unterschiedlichen axiomatischen Mengenlehren wider. Das System ZFC, für Zer-

melo-Fraenkel with Choice, gewährt lediglich die Aussonderung. Man wird sich dabei fragen, wie größere Mengen überhaupt zu bilden sind, wenn doch aus Mengen nur Teilmengen ausgesondert werden. Dafür stehen zwei weitere Axiome zur Verfügung, das Axiom der Potenzmenge und das Axiom der Ersetzung.

Befindet man Klassenkomprehension als zulässig, führt dies zum System MK, für *Morse-Kelly*. Gleichwohl bleiben das Axiom der Potenzmenge und das Axiom der Ersetzung weiterhin verfügbar, um Mengen von echten Klassen abgrenzen zu können. Wem dieses System zu allgemein ist, dem steht als strengere Fassung noch das System NBG, für *Neumann-Bernays-Gödel*, zur Verfügung. Man konnte zeigen, dass jede in NBG beweisbare Aussage, die nur Mengen betrifft, ebenfalls in ZFC beweisbar sein muss.

Um sich präziser auszudrücken, kann man sich bei der Notation dazu zwingen, jede Variable, die in einer Formel frei vorkommen darf, explizit aufzuführen. Dahingehend soll $A(x_1, \dots, x_n)$ für eine Formel stehen, in der ausschließlich die Variablen x_1, \dots, x_n frei vorkommen dürfen. Man mag dies gern als $A(\vec{x})$, auch in der Variante $A(\mathbf{x})$ oder $A(\underline{x})$, abkürzen. Diesbezüglich notiert man

$$\{x \in M \mid A(x, \vec{y})\} = \{x \in M \mid A(x, y_1, \dots, y_n)\}$$

für die Menge der $x \in M$, die $A(x, \vec{y})$ erfüllen, wobei die freien Variablen y_1, \dots, y_n als Parameter bezeichnet werden, die natürlich selbst Mengen darstellen, insofern in der reinen Mengenlehre allein Mengen als Objekte auftreten.

Man mag sich fragen, warum ein System der axiomatischen Mengenlehre nicht direkt im Grundstudium an Hochschulen unterrichtet wird, schließlich sind Axiomensysteme doch sonst der Standard. Ist sie unpragmatisch? Dem ist, denke ich, nicht der Fall. Zwar ist sie ein wenig umständlicher auszuarbeiten als die zur Abgrenzung als naiv bezeichnete Mengenlehre, es hält sich meines Erachtens aber in Grenzen. Allerdings wird es leider zur Mammutaufgabe, eine gesamte Theorie auf Basis der Mengenlehre formalisieren zu wollen, so dass jedes ihrer Theoreme als formal bewiesen gilt.

3.1.6. Mengenoperationen

Definition 3.6 (Potenzmenge).

Die *Potenzmenge* einer Menge M ist definiert als

$$\mathcal{P}(M) := \{A \mid A \subseteq M\}.$$

Zum Beispiel ist $\mathcal{P}(\emptyset) = \{\emptyset\}$ und $\mathcal{P}(\{0\}) = \{\emptyset, \{0\}\}$. Des Weiteren

$$\mathcal{P}(\{0, 1\}) = \{\emptyset, \{0\}, \{1\}, \{0, 1\}\},$$

$$\mathcal{P}(\{0, 1, 2\}) = \{\emptyset, \{0\}, \{1\}, \{2\}, \{0, 1\}, \{0, 2\}, \{1, 2\}, \{0, 1, 2\}\}.$$

Die Teilmengenbeziehung darf als eine Art Ordnung zwischen Mengen betrachtet werden, jedoch nicht als eine Totalordnung, das heißt, bei einigen Mengen A, B gilt weder $A \subseteq B$ noch $B \subseteq A$. So ist wie gesagt weder die Menge der Rechtecke eine Teilmenge der Rhomben, noch umgekehrt.

Die Potenzmenge einer Grundmenge G bildet mit der Teilmengenbeziehung eine halbgeordnete Menge, engl. *poset* für *partially ordered set*. Das heißt, alle Mengen $A, B, C \in \mathcal{P}(G)$ erfüllen die drei Axiome

$A \subseteq A,$	(Reflexivität)
$A \subseteq B \wedge B \subseteq A \Rightarrow A = B,$	(Antisymmetrie)
$A \subseteq B \wedge B \subseteq C \Rightarrow A \subseteq C.$	(Transitivität)

Weil die Potenzmenge keine Aussonderung ist, bedarf es eines extra Axioms, um sie als Menge begreifen zu können.

Axiom 3.3 (Potenzmenge).

Ist M eine Menge, so auch $\mathcal{P}(M)$.

Zusammen mit dem Axiom der Vereinigung bietet es einen Weg, um größere Menge aus kleineren zu erzeugen. Später wird sich ihnen diesbezüglich noch das Axiom der Ersetzung hinzugesellen.

Definition 3.7 (Schnitt, Vereinigung, Differenz).

Zu zwei Mengen A, B definiert man

$A \cap B := \{x \mid x \in A \wedge x \in B\},$	(Schnittmenge)
$A \cup B := \{x \mid x \in A \vee x \in B\},$	(Vereinigungsmenge)
$A \setminus B := \{x \mid x \in A \wedge x \notin B\}.$	(Differenzmenge)

Sind A, B Teilmengen einer Grundmenge G , so sind auch $A \cap B$, $A \cup B$ und $A \setminus B$ Teilmengen der Grundmenge. Der Beweis zu $A \cap B \subseteq G$ ist:

$$\frac{\frac{\frac{x \in A \cap B \vdash x \in A \cap B}{x \in A \cap B \vdash x \in A \wedge x \in B}}{x \in A \cap B \vdash x \in A} \quad \frac{\frac{A \subseteq G \vdash A \subseteq G}{A \subseteq G \vdash \forall x: x \in A \Rightarrow x \in G}}{A \subseteq G \vdash x \in A \Rightarrow x \in G}}{A \subseteq G, x \in A \cap B \vdash x \in G} \quad \frac{A \subseteq G \vdash \forall x: x \in A \cap B \Rightarrow x \in G}{A \subseteq G \vdash A \cap B \subseteq G}$$

In so pedantischer Ausführlichkeit findet man Beweise in Büchern nicht vor. Erstens wird man stillschweigend zulässige Schlussregeln zur Verkürzung aufstellen. So nimmt der Baum die konzise Form

$$\frac{\frac{\frac{x \in A \cap B \vdash x \in A \cap B}{x \in A \cap B \vdash x \in A} \quad A \subseteq G \vdash A \subseteq G}{A \subseteq G, x \in A \cap B \vdash x \in G}}{A \subseteq G \vdash A \cap B \subseteq G} \quad \frac{\frac{\frac{x \in A \cap B}{x \in A}^1 \quad A \subseteq G}{x \in G} \sim 1}{A \cap B \subseteq G}$$

an. Zweitens formuliert der Mathematiker den Beweis meist in Worten: Um $A \cap B \subseteq G$ zu zeigen, muss $x \in G$ aus $x \in A \cap B$ abgeleitet werden. Mit $x \in A \cap B$ gilt erst recht $x \in A$. Wegen $A \subseteq G$ ist somit $x \in G$, was zu zeigen war. \square

Definition 3.8 (Komplement).

Bezüglich einer Grundmenge G heißt $A^c := G \setminus A$ Komplementärmenge.

Es zeigt sich elementar, dass die Potenzmenge einer Grundmenge G mit den Operationen $A \cap B$, $A \cup B$ die Axiome einer booleschen Algebra erfüllt, wobei \emptyset das Nullelement und G selbst das Einselement ist. Es gelten somit analoge Regeln wie in der klassischen Aussagenlogik. Wie die Notation suggeriert, entspricht der Schnitt der Konjunktion, die Vereinigung der Disjunktion und das Komplement der Negation.

Wie in jedem Verband ist in einer booleschen Algebra (M, \wedge, \vee) für $a, b \in M$ eine Halbordnung $a \leq b$ definiert, indem $a \leq b$ und $a \wedge b = a$ als äquivalent angesehen werden. Bei der Mengenalgebra entpuppt sie sich als nichts anderes als die Inklusion. Das heißt, es gilt

$$A \subseteq B \Leftrightarrow A \cap B = A \Leftrightarrow A \cup B = B.$$

Die Beziehung $A \setminus B = A \cap B^c$ ist eine recht dienliche. Vermöge ihr können die Operationen mit der Differenzmenge ebenfalls mit der booleschen Algebra diskutiert werden. So ermöglicht sie die Rechnung

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

Tabelle 3.1.: Logische Entsprechungen der Mengenoperationen

0	1	$\neg A$	$A \wedge B$	$A \vee B$	$A \Rightarrow B$	$A \Leftrightarrow B$	$A \oplus B$
\emptyset	G	A^c	$A \cap B$	$A \cup B$	$A^c \cup B$	$(A \Delta B)^c$	$A \Delta B$

Dieses flippende Distributivgesetz ist also dadurch zu erklären, dass das Distributivgesetz des Schnittes an das de Morgansche Gesetz angefügt wird. Mit dem Idempotenzgesetz $A = A \cap A$, zuzüglich dem Kommutativ- und Assoziativgesetz des Schnittes findet sich weiterhin

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

Die alternative Bestätigung dieser Formeln mittels natürlichem Schließen oder logischer Äquivalenzumformung bietet eine leichte Übung. Die Bestätigung von

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

verläuft analog.

In gewisser Hinsicht spiegeln Mengen logische Aussagen wider. Zu jeder logischen Verknüpfung gehört eine Mengenoperation, siehe Tabelle 3.1. Die Subjunktion $A \Rightarrow B$ wird dabei via $\neg A \vee B$ übersetzt, was die klassische Logik verlangt. Man kann nun darüber hinaus einen Zusammenhang zwischen der Inklusion und den Sequenzen herstellen. Und zwar verhält sich die Beziehung

$$A_1 \cap \dots \cap A_m \subseteq B_1 \cup \dots \cup B_n.$$

analog zur allgemeinen Sequenz

$$A_1, \dots, A_m \vdash B_1, \dots, B_n.$$

Mehr noch, jede Schlussregel des natürlichen Schließens besitzt eine direkte Entsprechung. So verhält sich die Regel

$$\frac{C \vdash A \wedge B}{C \vdash A} \quad \text{analog zu} \quad C \subseteq A \cap B \Rightarrow C \subseteq A.$$

Aber Vorsicht, der Sequenz $\{C_1\} \cup \{C_2\} \vdash A$ entspricht $C_1 \cap C_2 \subseteq A$.

Diese Sichtweise ermöglicht es, das natürliche Schließen durch Eulerdiagramme zu veranschaulichen. Umgekehrt hilft die Betrachtung als Sequenz beim Urteilen, ob eine Menge Teil einer anderen ist.

Für mehrere Mengen definiert man

$$\bigcap_{i=1}^n A_i := A_1 \cap A_2 \cap \dots \cap A_n, \quad \bigcup_{i=1}^n A_i := A_1 \cup A_2 \cup \dots \cup A_n.$$

Pedantiker mögen die Schreibweise mit den Auslassungspunkten als ungenau empfinden. Zufriedenstellend ist für sie die Erklärung, dass es sich um die rekursive Festlegung

$$\bigcap_{i=1}^1 A_i := A_1, \quad \bigcap_{i=1}^n A_i := A_n \cap \bigcap_{i=1}^{n-1} A_i$$

handelt. Regeln wie $B \cup \bigcap_{i=1}^n A_i = \bigcap_{i=1}^n (B \cup A_i)$ kann man nun per Induktion über n beweisen. Es geht fast trivial vonstatten, sobald man das Prinzip verstanden hat. Im Wesentlichen weiten sich hier die Regeln der booleschen Algebra von den zweistelligen auf die mehrstelligen Operationen aus.

Man kann Vereinigung und Schnitt aber noch wesentlich allgemeiner fassen.

Definition 3.9 (Allgemeine Vereinigung).

Sei \mathcal{A} eine Menge von Mengen. Die *Vereinigung* der $A \in \mathcal{A}$ ist

$$\bigcup \mathcal{A} = \bigcup_{A \in \mathcal{A}} A := \{x \mid \exists A \in \mathcal{A}: x \in A\}.$$

Für $\mathcal{A} = \emptyset$ ist $\bigcup \mathcal{A} = \emptyset$. Die Disjunktion findet ihre Entsprechung genau in der Vereinigung von zwei Mengen. Dazu passend findet der Existenzquantor seine Entsprechung genau in der Vereinigung beliebig vieler Mengen. Aus diesem Grund weiten sich die Regeln der booleschen Algebra auf die allgemeine Vereinigung aus. Zum Beispiel lautet das Distributivgesetz für Mengen

$$B \cap \bigcup_{A \in \mathcal{A}} A = \bigcup_{A \in \mathcal{A}} (B \cap A).$$

Entfaltung der Definition führt nämlich zur logischen Äquivalenz

$$x \in B \wedge (\exists A \in \mathcal{A}: x \in A) \Leftrightarrow (\exists A \in \mathcal{A}: x \in B \wedge x \in A).$$

Ihr Beweis gelingt mühelos.

Definition 3.10 (Allgemeiner Schnitt).

Sei \mathcal{A} eine nichtleere Menge von Mengen. Der *Schnitt* der $A \in \mathcal{A}$ ist

$$\bigcap \mathcal{A} = \bigcap_{A \in \mathcal{A}} A := \{x \mid \forall A \in \mathcal{A}: x \in A\}.$$

Im Gegensatz zur Vereinigung wurde der Schnitt $\bigcap \mathcal{A}$ für $\mathcal{A} = \emptyset$ undefiniert gelassen. Hier gibt es zwei Möglichkeiten. Zum einen könnte man die Bedingung $\mathcal{A} \neq \emptyset$ einfach fallen lassen, womit sich im allgemeinen Mengenuniversum beim leeren Schnitt die Allklasse $\{x \mid \top\}$ ergibt, die jedoch keine Menge ist.

Aus diesen Grund gibt es noch die alternative Definition

$$\bigcap \mathcal{A} := \{x \in G \mid \forall A \in \mathcal{A}: x \in A\}.$$

Hierzu ist eine Grundmenge G festzulegen, so dass $\mathcal{A} \subseteq \mathcal{P}(G)$ gilt, oder man setzt $G := \bigcup \mathcal{A}$, wobei sich da die Frage nach der Nützlichkeit stellt.

Eine Menge von Mengen nennt man ein *Mengensystem*. Hiervon zu unterscheiden ist der Begriff der *indizierten Mengenfamilie*, kurz *Familie*. Sie stellt eine Verallgemeinerung einer Folge von Mengen dar. In ihr darf dieselbe Menge mehrmals vorkommen. Man kann Schnitt und Vereinigung auch für Familien definieren, was aber eigentlich keine wesentliche Verallgemeinerung zu den obigen Festlegungen darstellt, wie ich im Folgenden diskutieren möchte.

Eine *Familie* (A_i) von Mengen A_i mit $i \in I$ ist eine Abbildung $A: I \rightarrow Z$, wobei Z eine Zielmenge ist, welche die A_i als Elemente enthält. Die Menge I wird in diesem Zusammenhang auch *Indexmenge* genannt. Man definiert

$$\bigcup_{i \in I} A_i := \bigcup A(I) = \bigcup \{X \mid \exists i \in I: X = A_i\} = \{x \mid \exists i \in I: x \in A_i\},$$

wobei mit $A(I)$ das Bild von I unter A gemeint ist. Man bekommt

$$\begin{aligned} \bigcup_{i \in I} A_i &= \{x \mid \exists X: X \in \{X \mid \exists i \in I: X = A_i\} \wedge x \in X\} \\ &= \{x \mid \exists X: (\exists i \in I: X = A_i) \wedge x \in X\} \\ &= \{x \mid \exists X: \exists i \in I: X = A_i \wedge x \in X\} = \{x \mid \exists i \in I: x \in A_i\}. \end{aligned}$$

Für $I \neq \emptyset$ definiert man entsprechend

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

Die Operation über eine Familie $(A_i)_{i \in I}$ kann also auf die jeweilige Operation über das System $A(I)$ zurückgeführt werden.

Später nützlich ist der

Satz 3.4. Es gilt $\bigcup_{i \in I \cup J} A_i = (\bigcup_{i \in I} A_i) \cup (\bigcup_{i \in J} A_i)$.

Beweis. Es findet sich die äquivalente Umformung

$$\begin{aligned}
 x \in \bigcup_{i \in I \cup J} A_i &\Leftrightarrow (\exists i: i \in I \cup J \wedge x \in A_i) \\
 &\Leftrightarrow (\exists i: (i \in I \wedge x \in A_i) \vee (i \in J \wedge x \in A_i)) \\
 &\Leftrightarrow (\exists i: i \in I \wedge x \in A_i) \vee (\exists i: i \in J \wedge x \in A_i) \\
 &\Leftrightarrow x \in \bigcup_{i \in I} A_i \vee x \in \bigcup_{i \in J} A_i \\
 &\Leftrightarrow x \in (\bigcup_{i \in I} A_i) \cup (\bigcup_{i \in J} A_i). \square
 \end{aligned}$$

Gelegentlich hat man es mit einer *disjunkten Vereinigung* zu tun. Sie ist bedeutsam in der Theorie der Kardinalzahlen und in der Informatik bei algebraischen Datentypen sowie deren Bezug zur Beweistheorie. Genauer gesagt hantiert man in der Informatik diesbezüglich nicht mit Mengen, sondern mit Typen, die sich in gewissen Zügen analog zu Mengen verhalten. Die disjunkte Vereinigung zweier Mengen kennzeichnet jedes Element vor der Vereinigung mit einem Tag, das die Information liefert, aus welcher der Mengen es entstammt. Man setzt

$$A \sqcup B := \{(0, a) \mid a \in A\} \cup \{(1, b) \mid b \in B\}.$$

Die Zahlen 0, 1 sind hier die *Tags* oder *Diskriminatoren*. Anstelle der Zahlen könnten genauso gut zwei beliebige unterschiedliche Elemente als Tags verwendet werden. Beispielsweise ginge auch

$$A \sqcup B = \{(\text{Grün}, a) \mid a \in A\} \cup \{(\text{Blau}, b) \mid b \in B\}.$$

In der Informatik verwendet man auch gern left, right als Tags.

Mit jeder disjunkten Vereinigung ist eine Fallunterscheidung verbunden. Liegt ein $x \in A \sqcup B$ vor, so muss entweder $x = (0, a)$ für ein $a \in A$ oder $x = (1, b)$ für ein $b \in B$ sein. Bei einer gewöhnlichen Vereinigung besteht dagegen kein ausschließendes Oder.

Wir fassen zwei Objekte x, y zu einem *geordneten Paar* (x, y) zusammen. Die beiden Objekte müssen nicht unbedingt etwas miteinander zu tun haben, sie dürfen völlig verschiedener Art sein. Im Unterschied zu einer Menge spielt bei Paaren die Reihenfolge eine Rolle, auch darf dasselbe Objekt zweimal vorkommen. Im Paar $t = (x, y)$ ist genau die Information über x, y enthalten. Das heißt, es lassen sich x, y aus dem Paar extrahieren. Man schreibt dafür $t_1 = x$ und $t_2 = y$. Die Schreibweise t_i heißt *Indizierung*, es ist darin i der *Index*. Näher betrachtet vermittelt je Index i eine Projektionsabbildung π_i die Indizierung, also $t_i = \pi_i(t)$.

Zwei Paare seien definitionsgemäß genau dann gleich, wenn sie komponentenweise gleich sind,

$$(x, y) = (x', y') :\Leftrightarrow x = x' \wedge y = y'.$$

Die genannten Eigenschaften charakterisieren den Begriff Paar im Wesentlichen, mehr müssen wir nicht wissen. Man hat sich trotzdem auch mal überlegt, wie Paare in der reinen Mengenlehre dargestellt werden können, wo alle Objekte Mengen sein sollen. Nach Kuratowski sind Paare kodierbar als

$$(x, y) := \{\{x\}, \{x, y\}\}.$$

Die beiden Projektionen sind diesbezüglich darstellbar als

$$\begin{aligned}\pi_1(t) &= \bigcup \bigcap t, \\ \pi_2(t) &= (\bigcap \bigcup t) \cup ((\bigcup \bigcup t) \setminus (\bigcup \bigcap t)).\end{aligned}$$

Unter dem allgemeineren Begriff *Tupel* fassen wir eine beliebige endliche Zahl von Objekten in einer bestimmten Reihenfolge zusammen. Tupel aus drei Objekten heißen *Tripel*, die aus vier heißen *Quadrupel*. Analog zu den Paaren ist ihre Gleichheit definiert als

$$(x_1, \dots, x_n) = (x'_1, \dots, x'_n) :\Leftrightarrow x_1 = x'_1 \wedge \dots \wedge x_n = x'_n.$$

Man kann Tupel folgendermaßen als Schachtelung von Paaren darstellen, woraufhin aber zwei unterschiedliche Arten von Paaren vorhanden sind. Zur Unterscheidung will ich die gewöhnlichen Paare als $\langle x, y \rangle$ notieren. Man legt das leere Tupel fest als $() := \emptyset$, die weiteren rekursiv durch

$$(x_1, \dots, x_n, x_{n+1}) := \langle (x_1, \dots, x_n), x_{n+1} \rangle.$$

Für ein Tripel ergibt sich beispielsweise

$$(x, y, z) = \langle (x, y), z \rangle = \langle \langle (x), y \rangle, z \rangle = \langle \langle \langle \emptyset, x \rangle, y \rangle, z \rangle.$$

Zu zwei Mengen X, Y kann man nun die Menge aller Paare betrachten, deren erste Komponente X entstammt, und deren zweite Komponente Y entstammt. Sie heißt *Produktmenge* oder *kartesisches Produkt* der Mengen X, Y .

Definition 3.11 (Produktmenge).

Das *kartesische Produkt* zweier Mengen X, Y ist die Menge

$$X \times Y := \{(x, y) \mid x \in X \wedge y \in Y\}.$$

Genau genommen handelt es sich hierbei um eine Bildmenge, was bedeutet, dass sich im rechten Term Existenzquantoren verstecken. Ausführlich ausgeschrieben lautet der Term

$$\begin{aligned} X \times Y &= \{t \mid \exists x \in X: \exists y \in Y: t = (x, y)\} \\ &= \{t \mid \exists x: \exists y: x \in X \wedge y \in Y \wedge t = (x, y)\}. \end{aligned}$$

Wie jede Bildmenge ist das Produkt als Vereinigung darstellbar. Es ist

$$X \times Y = \bigcup_{x \in X} \bigcup_{y \in Y} \{(x, y)\}.$$

Die beiden kurzen Identitäten $X \times \emptyset = \emptyset$ und $\emptyset \times Y = \emptyset$ gehen unmittelbar aus der Definition hervor. Es verhält sich analog wie mit der Multiplikation einer Zahl mit null. Eine sinnvolle Sichtweise, wie die Theorie der Kardinalzahlen lehrt.

Satz 3.5. Ist $A \subseteq X$ und $B \subseteq Y$, dann ist $A \times B \subseteq X \times Y$.

Beweis. Es liege t in $A \times B$. Laut Definition existieren mithin $a \in A$ und $b \in B$, so dass $t = (a, b)$. Wegen $A \subseteq X$ ist aber auch $a \in X$ und wegen $B \subseteq Y$ ist auch $b \in Y$. Daher existieren $a \in X$ und $b \in Y$, so dass $t = (a, b)$. Gemäß Definition heißt das, $t \in X \times Y$. Gemäß Definition ist $A \times B$ somit eine Teilmenge von $X \times Y$. \square

Satz 3.6. Es gilt $X \times (A \cup B) = (X \times A) \cup (X \times B)$.

Beweis. Es ginge zu Fuß. Aber Satz 3.4 ermöglicht die kurze Termumformung

$$\begin{aligned} X \times (A \cup B) &= \bigcup_{x \in X} \bigcup_{y \in A \cup B} \{(x, y)\} = \bigcup_{x \in X} \left(\left(\bigcup_{y \in A} \{(x, y)\} \right) \cup \left(\bigcup_{y \in B} \{(x, y)\} \right) \right) \\ &= \left(\bigcup_{x \in X} \bigcup_{y \in A} \{(x, y)\} \right) \cup \left(\bigcup_{x \in X} \bigcup_{y \in B} \{(x, y)\} \right) = (X \times A) \cup (X \times B). \square \end{aligned}$$

Da sich die Existenzquantifizierung nicht in allgemeiner Weise distributiv bezüglich der Konjunktion verhält, mag es intrikat erscheinen, dass der folgende Satz dennoch gilt.

Satz 3.7. Es gilt $X \times (A \cap B) = (X \times A) \cap (X \times B)$.

Beweis. Wir wollen sodann auch einmal den Beweis betrachten, um zu verstehen, was da vonstatten geht.

Es sei $t \in X \times (A \cap B)$. Dann existieren $x \in X$ und $y \in A \cap B$, so dass $t = (x, y)$. Ergo ist sowohl $y \in A$ als auch $y \in B$. Und somit sowohl $t \in X \times A$ als auch $t \in X \times B$. Ergo ist $t \in (X \times A) \cap (X \times B)$. Diese Implikation schafft der Existenzquantor auch in allgemeiner Weise. Betrachten wir nun die kritische umgekehrte Richtung.

Es sei $t \in (X \times A) \cap (X \times B)$. Dann ist sowohl $t \in X \times A$ als auch $t \in X \times B$. Ergo existiert ein $x \in X$ und $y \in A$ mit $t = (x, y)$. Weiterhin ein $x' \in X$ und $y' \in B$ mit $t = (x', y')$. Hier liegt der Hase im Pfeffer: Wegen $(x, y) = t = (x', y')$ muss $x = x'$ und $y = y'$ sein. Wir wissen nun, $y \in A \cap B$, ergo $t \in X \times (A \cap B)$. \square

Ob eine Aussageform in zwei Variablen über das Durchlaufen aller Paare Allquantifizierung erfährt, oder über das Durchlaufen der Variablen selbst, macht keinen Unterschied. Dieses Schönfinkeln der auf Produktmengen beschränkten Quantifizierung mag am Beispiel endlicher Mengen recht einsichtig sein. Die allgemeine Bestätigung vermittelt der

Satz 3.8. Es ist $\forall t \in X \times Y: A(t)$ äquivalent zu $\forall x \in X: \forall y \in Y: A(x, y)$.

Beweis. Zur Implikation von links nach rechts. Aus festen, aber beliebigen $x \in X$ und $y \in Y$ muss $A(x, y)$ abgeleitet werden. Mit dem aus ihnen geformten Paar $t := (x, y)$ bezeugen sie $t \in X \times Y$. Hiermit erhält man $A(t)$, also $A(x, y)$ aus der Voraussetzung.

Zur Implikation von rechts nach links. Aus festem, aber beliebigem $t \in X \times Y$ ist $A(t)$ abzuleiten. Mit $t \in X \times Y$ existieren $x \in X$ und $y \in Y$ mit $t = (x, y)$. Hiermit erhält man $A(x, y)$ aus der Voraussetzung. Wegen der Gleichheit von t und (x, y) stimmt $A(x, y)$ mit $A(t)$ überein. \square

Ein analoger Sachverhalt besteht bei der Existenzquantifizierung.

Satz 3.9. Es ist $\exists t \in X \times Y: A(t)$ äquivalent zu $\exists x \in X: \exists y \in Y: A(x, y)$.

Beweis. Zur Implikation von links nach rechts. Laut der Voraussetzung ist irgendein $t \in X \times Y$ mit $A(t)$ vorhanden, infolge $x \in X$ und $y \in Y$ mit $t = (x, y)$, womit $A(x, y)$ gilt. Ergo existieren $x \in X$ und $y \in Y$ mit $A(x, y)$.

Zur Implikation von rechts nach links. Laut Voraussetzung sind $x \in X$ und $y \in Y$ mit $A(x, y)$ vorhanden. Mit dem aus ihnen geformten Paar $t := (x, y)$ bezeugen sie $t \in X \times Y$. Laut Festlegung ist $A(x, y)$ dasselbe wie $A(t)$, womit t die Existenz eines $t \in X \times Y$ mit $A(t)$ bezeugt. \square

Mithin bestehen die korrespondierenden Termumformungen

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

Sie bestätigen sich mühelos via

$$\begin{aligned} x \in \bigcap_{t \in I \times J} A_t &\Leftrightarrow \forall t \in I \times J: x \in A_t \Leftrightarrow \forall i \in I: \forall j \in J: x \in A_{ij} \\ &\Leftrightarrow \forall i \in I: x \in \bigcap_{j \in J} A_{ij} \Leftrightarrow x \in \bigcap_{i \in I} \bigcap_{j \in J} A_{ij}. \end{aligned}$$

Hier ist A_{ij} eine Kurzschreibweise für $A_{(i,j)}$ bzw. $A_{i,j}$.

3.2. Abbildungen

3.2.1. Der Abbildungsbegriff

Unter einer *Abbildung*, auch *Funktion* genannt, verstehen wir ganz allgemein eine Zuordnung von Elementen einer Definitionsmenge zu Elementen einer Zielmenge, bei der zu *jedem* Element der Definitionsmenge *genau ein* Element der Zielmenge gehört. Es hat allerdings ein wenig gedauert, bis diese Vorstellung als die Förderliche erkannt wurde.

In der historischen Entwicklung ging ihr die speziellere Vorstellung voran, dass eine Größe, etwa eine physikalische Größe, in einer rechnerischen Abhängigkeit von einer anderen Größe steht. So steht die Periodendauer der Schwingung eines Pendels in einer bestimmten rechnerischen Abhängigkeit von der Pendellänge.

Eine recht pragmatische Vorstellung von einer Funktion vermittelt das Modell der Black Box, das soll eine Rechenmaschine sein, deren innere Mechaniken bzw. Elektroniken unbekannt bleiben. Speist man ein Argument x in die Black Box ein, spuckt sie daraufhin einen Wert $f(x)$ aus. Speist man abermals dasselbe Argument ein, spuckt sie abermals denselben Wert aus.

Der Begriff der Abbildung ist für die Mathematik zentral.

Definition 3.12 (Abbildung).

Eine *Abbildung* $f: X \rightarrow Y$ ist eine Relation $f = (X, Y, G)$ mit $G \subseteq X \times Y$, die die beiden Eigenschaften

$$\forall x \in X: \exists y \in Y: (x, y) \in G,$$

$$\forall x \in X: \forall y, y' \in Y: (x, y) \in G \wedge (x, y') \in G \Rightarrow y = y'$$

erfüllt. Man nennt G den *Graph*, X die *Definitions-* und Y die *Zielmenge*.

Genau genommen möchte man die Abbildung f eigentlich nicht als mit dem Tripel (X, Y, G) identisch sehen, sondern als dasjenige Objekt, dessen innere Information aus diesem Tripel besteht.

Zuweilen wird der Graph von f auch einfach als f bezeichnet. Sollte dies verwirrend sein, schreibt man ausführlicher G_f oder $\text{Graph}(f)$.

Mit $\forall x \in X: \exists! y \in Y: (x, y) \in G_f$ ist eine Relation f kurzum eine Funktion, was laut Satz 1.3 äquivalent zu den beiden Eigenschaften ist.

Statt $(x, y) \in G_f$ schreibt man üblicherweise $y = f(x)$. Es wird $f(x)$ gelesen als » f von x « oder »das Bild von x unter f «. Es wird $f: X \rightarrow Y$ gelesen als » f ist eine Abbildung von X nach Y «. Besitzt ein $y \in Y$ ein $x \in X$ mit $y = f(x)$, nennt man x ein Urbildelement zu y .

Alle denkbaren Abbildungen $X \rightarrow Y$ fasst man wiederum zu einer Menge zusammen, die Y^X oder $\text{Abb}(X, Y)$ notiert wird. Zu jeder Menge M sei $|M|$ die Anzahl ihrer Elemente. Es seien X, Y endlich. Zu jedem Argument $x \in X$ gibt es nun $|Y|$ Möglichkeiten, einen Funktionswert festzulegen. Hat X zwei Elemente, gibt es für das erste Elemente $|Y|$ Möglichkeiten, und für das zweite auch nochmals $|Y|$. Da man beide unabhängig wählen kann, multiplizieren sich die Möglichkeiten zu $|Y|^2$. Allgemein betrachtet findet sich $|Y^X| = |Y|^{|X|}$, was eine gewisse Rechtfertigung für die gewählte Notation liefert.

Es stellt sich die Frage, ob die Formel denn auch im Trivialfall $X = \emptyset$ stimmt. Insofern man $0^0 := 1$ definiert, so dass allgemein $|Y|^0 = 1$ gilt, lautet die Antwort ja, weil $Y^\emptyset = \{\emptyset\}$ ist. Überzeugung leistet die folgende kurze Überlegung. Soll $f: \emptyset \rightarrow Y$ sein, muss f als Relation eine Teilmenge von $\emptyset \times Y = \emptyset$ sein. Die einzige Teilmenge der leeren Menge ist die leere Menge selbst. Sie ordnet wie gefordert jedem Element der leeren Definitionsmenge genau einen Wert zu. Das mag eigenartig wirken, ist aber, wir erinnern uns an das Prinzip der leeren Wahrheit, der richtige Schluss.

Anders verhält es sich mit $Y = \emptyset$ bei $X \neq \emptyset$. Hier gilt $0^{|X|} = 0$. Auch in diesem Fall stimmt die Formel, weil $\emptyset^X = \emptyset$ ist. Wie zuvor ist die einzige mögliche Relation die leere. Sie müsste allerdings jedem $x \in X$ ein $y \in \emptyset$ zuordnen, was widersprüchlich ist. Ergo ist die Menge der Abbildungen $X \rightarrow \emptyset$ leer, sofern X nichtleer ist.

3.2.2. Bild, Urbild

Wird ein jedes Element einer Teilmenge der Definitionsmenge in eine Abbildung geschickt, formen die Werte eine neue Menge, die *Bildmenge* der Teilmenge unter der Abbildung.

Definition 3.13 (Bild).

Die *Bildmenge* einer Menge $A \subseteq X$ unter der Abbildung $f: X \rightarrow Y$ ist

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

Insofern $y = f(x)$ als äquivalent zu $y \in \{f(x)\}$ befunden wird, ergibt sich auch die Darstellung $f(A) = \bigcup_{x \in A} \{f(x)\}$. Insbesondere in Programmiersprachen treten endliche Mengen als Objekte auf. Die Berechnung verläuft mithin gemäß der rekursiven Festlegung

$$f(\emptyset) := \emptyset, \quad f(\{x_1, \dots, x_n\}) := f(\{x_1, \dots, x_{n-1}\}) \cup \{f(x_n)\},$$

für die auch die Bezeichnung $\text{map}(f, A)$ gebräuchlich ist.

Die analytische Geometrie sieht Figuren als Punktmengen. Abbildungen transformieren die Punktmengen, woraus neue Figuren hervorgehen. Ein einfaches Beispiel bietet die Abbildung

$$f: \mathbb{R} \rightarrow \mathbb{R}^2, \quad f(t) := \begin{pmatrix} p_x + v_x t \\ p_y + v_y t \end{pmatrix}.$$

In der Hinsicht, dass die reellen Zahlen \mathbb{R} als eine Zahlengerade aufgefasst werden, formt ihr Bild $f(\mathbb{R})$ eine Gerade der euklidischen Ebene. Die passende Wahl der Parameter (p_x, p_y) als Basispunkt und (v_x, v_y) als Geschwindigkeitsvektor gestattet es, jede beliebige Gerade der Ebene zu beschreiben. Man nennt in der üblichen Terminologie aber auch t den Parameter und f eine Parametergerade, wobei das Bild $f(\mathbb{R})$ auch Spur genannt wird. Diese Sprechweisen entspringen der Sichtweise, dass $f(t)$ ein durch die Zeit t parametrisierter Punkt ist, der mit dem Lauf der Zeit eine Spur zieht. Der Geschwindigkeitsvektor charakterisiert die Bewegung des Punktes, für die Spur ist dagegen nur dessen Richtung von Bedeutung.

Das Urbild eines Wertes gibt Auskunft, welche Elemente der Definitionsmenge unter der Abbildung zu dem Wert führen. Allgemeiner gibt das Urbild einer Menge von Werten Auskunft, welche Elemente der Definitionsmenge in die Menge führen.

Definition 3.14 (Urbild).

Das Urbild einer Menge B unter $f: X \rightarrow Y$ ist

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

Dem Wesen des Abbildungsbegriffs entspringend, zeichnet sich die Urbildoperation durch Verträglichkeit mit den Mengenoperationen aus, was bei der Bildoperation nur zum Teil stimmt.

Satz 3.10. Für jede Abbildung f und beliebige Mengen A, B, A_i gilt

$$\begin{aligned} f^{-1}(A \cap B) &= f^{-1}(A) \cap f^{-1}(B), & f^{-1}\left(\bigcap_{i \in I} A_i\right) &= \bigcap_{i \in I} f^{-1}(A_i), \\ f^{-1}(A \cup B) &= f^{-1}(A) \cup f^{-1}(B), & f^{-1}\left(\bigcup_{i \in I} A_i\right) &= \bigcup_{i \in I} f^{-1}(A_i). \end{aligned}$$

Beweis. Den Beweis verschafft die äquivalente Umformung

$$\begin{aligned} x \in f^{-1}\left(\bigcap_{i \in I} A_i\right) &\Leftrightarrow f(x) \in \bigcap_{i \in I} A_i \Leftrightarrow (\forall i \in I: f(x) \in A_i) \\ &\Leftrightarrow (\forall i \in I: x \in f^{-1}(A_i)) \Leftrightarrow x \in \bigcap_{i \in I} f^{-1}(A_i). \end{aligned}$$

Bei der Vereinigung verläuft die Umformung analog. \square

Der Satz lehrt die wichtige Folgerung, dass die Urbilder zweier disjunkter Mengen ebenfalls disjunkt sind. Allgemein überführt die Urbildoperation eine disjunkte

Zerlegung einer Menge in disjunkte Urbilder. Ist die Zielmenge am feinsten zerlegt, besteht sie also aus einelementigen Mengen, nennt man die Urbilder dieser Mengen auch Fasern. Man beachte, dass ein Urbild oder eine Faser leer sein kann.

Ist die Zielmenge bezüglich einer Ordnungsrelation angeordnet, nennt man die Fasern auch *Niveaumengen*. Diese Begrifflichkeit betrifft vor allem die Funktionen $f: X \rightarrow \mathbb{R}$ mit $X \subseteq \mathbb{R}^n$. Eine Faser $f^{-1}(\{c\})$, auch als $f(x) = c$ beschrieben, nennt man auch eine *implizite Funktion*. Sie sind in der analytischen Geometrie und der mehrdimensionalen Analysis von großer Bedeutung.

Ich möchte noch einmal auf das Bild eingehen. Zu welchem Ausmaß die Bildoperation mit den Mengenoperationen Schnitt und Vereinigung verträglich ist, geben die folgenden Sätze aufschluss.

Satz 3.11. Für jedes $f: X \rightarrow Y$ und $A, B, A_i \subseteq X$ gilt

$$\begin{aligned} f(A \cap B) &\subseteq f(A) \cap f(B), & f\left(\bigcap_{i \in I} A_i\right) &\subseteq \bigcap_{i \in I} f(A_i), \\ f(A \cup B) &= f(A) \cup f(B), & f\left(\bigcup_{i \in I} A_i\right) &= \bigcup_{i \in I} f(A_i). \end{aligned}$$

Beweis. Es gelte $y \in f\left(\bigcap_{i \in I} A_i\right)$. Somit ist ein $x \in \bigcap_{i \in I} A_i$ mit $f(x) = y$ vorhanden. Laut Definition des Schnittes gilt $x \in A_i$ zu jedem i , womit zu jedem i ein $x \in A_i$ mit $f(x) = y$ vorliegt. Ergo gilt $y \in f(A_i)$ für jedes i , und somit $y \in \bigcap_{i \in I} f(A_i)$.

Es gelte $y \in f\left(\bigcup_{i \in I} A_i\right)$. Somit ist ein $x \in \bigcup_{i \in I} A_i$ mit $f(x) = y$ vorhanden. Laut Definition der Vereinigung liegt x in mindestens einer der A_i , womit zu mindestens einem i ein $x \in A_i$ mit $f(x) = y$ vorliegt. Ergo gilt $y \in f(A_i)$ für mindestens ein i , und somit $y \in \bigcup_{i \in I} f(A_i)$.

Umgekehrt gelte $y \in \bigcup_{i \in I} f(A_i)$. Somit gilt $y \in f(A_i)$ für mindestens ein i . Zu diesem i ist also ein $x \in A_i$ mit $y = f(x)$ vorhanden. Ergo liegt ein $x \in \bigcup_{i \in I} A_i$ mit $y = f(x)$ vor, womit $y \in f\left(\bigcup_{i \in I} A_i\right)$ ist. \square

Als kurze Folgerung der vorangegangenen Sätze ergibt sich, dass sich sowohl die Bild- als auch die Urbildoperation bezüglich der Inklusion monoton steigend verhalten. Das heißt, es gilt der

Satz 3.12. Für jedes $f: X \rightarrow Y$ und $A, B \subseteq X$ bzw. $A', B' \subseteq Y$ gilt

$$\begin{aligned} A \subseteq B &\Rightarrow f(A) \subseteq f(B), \\ A' \subseteq B' &\Rightarrow f^{-1}(A') \subseteq f^{-1}(B'). \end{aligned}$$

Beweis. Es ist $A \subseteq B$ äquivalent zu $B = A \cup B$. Somit gilt

$$f(B) = f(A \cup B) = f(A) \cup f(B),$$

womit $f(A) \subseteq f(B)$ ist. Beim Urbild verläuft die Argumentation analog. \square

Ein Beispiel mit $f(A \cap B) \neq f(A) \cap f(B)$ findet sich leicht. Sei dazu $X := \{a, b\}$ eine Menge, die zwei verschiedene Elemente enthält und $Y := \{y\}$ eine Einermenge. Die Abbildung $f: X \rightarrow Y$ ist dadurch bereits eindeutig festgelegt. Zu $A := \{a\}$ und $B := \{b\}$ gilt nun

$$f(A \cap B) = f(\emptyset) = \emptyset \neq f(A) \cap f(B) = \{y\} \cap \{y\} = \{y\}.$$

Die einfachst mögliche nicht-injektive Abbildung f habe ich dabei gezielt aus dem folgenden Grund als Gegenbeispiel gewählt.

Satz 3.13. Es gilt $f(A) \cap f(B) \subseteq f(A \cap B)$ genau dann für alle $A, B \subseteq X$, wenn $f: X \rightarrow Y$ injektiv ist.

Beweis. Es gelte $f(a) = f(b)$. Mit den Setzungen $A := \{a\}$ und $B := \{b\}$ ist

$$f(A) \cap f(B) = \{f(a)\} \cap \{f(b)\} = \{f(a)\} \cap \{f(a)\} = \{f(a)\} \neq \emptyset$$

Laut Prämisse ist $f(A \cap B)$ eine Obermenge von $f(A) \cap f(B)$, also $f(A \cap B) \neq \emptyset$, womit $A \cap B \neq \emptyset$, womit zwingend $a = b$ sein muss.

Umgekehrt sei f injektiv. Es gelte $y \in f(A) \cap f(B)$, also $y \in f(A)$ und $y \in f(B)$. Somit existiert ein $a \in A$ mit $f(a) = y$ und ein $b \in B$ mit $f(b) = y$. Da f injektiv ist, erhält man nun $a = b$ aus $y = f(a) = f(b)$. Ergo gilt $a \in A \cap B$, womit es die Aussage $y \in f(A \cap B)$ bezeugt. \square

3.2.3. Komposition

Definition 3.15 (Komposition).

Sei $f: X \rightarrow Y$ und $g: Y \rightarrow Z$. Ihre *Verkettung*, gelesen » g nach f «, ist

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

Oft liegt die Situation $f: X \rightarrow Y$ und $g: Y' \rightarrow Z$ mit $Y \subseteq Y'$ vor. Das ist aber nicht weiter schlimm. Es darf dann $g \circ f := g|_Y \circ f$ gesetzt werden, wobei mit $g|_Y$ die Einschränkung des Definitionsbereichs von g auf Y gemeint ist.

Definition 3.16 (Einschränkung).

Sei $f: X \rightarrow Y$ und $A \subseteq X$. Die *Einschränkung* von f auf A ist

$$f|_A: A \rightarrow Y, \quad f|_A(x) := f(x).$$

Die Abbildung $\text{id}_X: X \rightarrow X$ mit $\text{id}_X(x) := x$ heißt *identische Abbildung*. Sie verhält sich bei der Komposition neutral, das heißt, bezüglich $f: X \rightarrow Y$ gilt $f \circ \text{id}_X = f$ und $\text{id}_Y \circ f = f$.

Mit der Bildmenge unter einer Komposition verhält es sich ganz analog wie mit dem Funktionswert eines einzelnen Elements. Sie lässt sich als die Hintereinanderschaltung der jeweiligen Mengenabbildungen darstellen, denn es gilt der

Satz 3.14. Es gilt $(g \circ f)(A) = g(f(A))$ für jede Menge $A \subseteq \text{dom}(f)$.

Beweis. Mit der Entfaltung von Def. 3.13, 3.3, und der Anwendung von Axiom 3.1 nimmt die Aussage die Form

$$(\exists x \in A: z = (g \circ f)(x)) \Leftrightarrow (\exists y \in f(A): z = g(y))$$

an. Angenommen, die linke Seite gilt. Dann liegt ein $x \in A$ mit $z = g(f(x))$ vor. Sei nun $y := f(x)$, dann gilt $y \in f(A)$ und $z = g(y)$, womit die Existenzaussage der rechten Seite erfüllt wird.

Angenommen, die rechte Seite gilt. Dann liegt ein $y \in f(A)$ mit $z = g(y)$ vor. Infolge existiert laut Def. 3.13 ein $x \in A$ mit $y = f(x)$. Nun gilt $z = g(f(x))$, womit x ebenfalls ein Zeuge für die linke Existenzaussage ist. \square

Beim Urbild unter einer Komposition dreht sich die Reihenfolge um.

Satz 3.15. Es gilt $(g \circ f)^{-1}(B) = f^{-1}(g^{-1}(B))$ für jede Menge $B \subseteq \text{cod}(g)$.

Beweis. Die äquivalente Umformung

$$\begin{aligned} x \in (g \circ f)^{-1}(B) &\Leftrightarrow (g \circ f)(x) \in B \Leftrightarrow g(f(x)) \in B \\ &\Leftrightarrow f(x) \in g^{-1}(B) \Leftrightarrow x \in f^{-1}(g^{-1}(B)). \square \end{aligned}$$

Man kann diesen Beweis aber auch so führen, dass die Abbildungen in allgemeiner Weise als Relationen betrachtet werden. Die Gleichheit $y = f(x)$ ist bei einer Relation nicht erklärt, man hat nur $(x, y) \in f$. Unbeschadet dessen bleibt die Umformung durchführbar via

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

3.2.4. Injektionen, Surjektionen, Bijektionen

Definition 3.17 (Injektion).

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

$$\forall x, x' \in X: f(x) = f(x') \Rightarrow x = x'.$$

Erinnern wir uns an den Abschnitt *Logik mit Gleichheit*, fällt auf, dass die Definition der Injektivität als Umkehrung der Ersetzungsregel betrachtbar ist. Das heißt, für eine auf den Werten der Terme t, t' definierte Injektion f gilt die Äquivalenz

$$t = t' \Leftrightarrow f(t) = f(t').$$

Die Injektionen vermitteln somit genau die *Äquivalenzumformungen* von Gleichungen. Wie sich aus Axiom 3.1 in Verbindung mit Def. 3.4 ergibt, erfährt die Lösungsmenge einer Bestimmungsgleichung durch sie keine Veränderung. Man notiert

$$L := \{x \in G \mid t = t'\} = \{x \in G \mid f(t) = f(t')\}$$

für die Lösungsmenge L der Gleichung $t = t'$ in der Variable x , die die Werte der Grundmenge G durchläuft. Aufgrund dessen schaffen sie ein wesentliches Werkzeug zum Lösen von Bestimmungsgleichungen.

Es muss X bei $f: X \rightarrow Y$ nicht notwendigerweise die Grundmenge sein. Wichtig ist allein, dass die Terme t, t' ausschließlich Werte in X annehmen können. Beispielsweise ist das Quadrieren auf den reellen Zahlen zwar nicht injektiv, bei Einschränkung der Definitionsmenge auf die nichtnegativen reellen Zahlen allerdings schon. So initiiert es die äquivalente Umformung

$$|x| = |x - 2| \Leftrightarrow x^2 = (x - 2)^2 = x^2 - 4x + 4 \Leftrightarrow 0 = -4x + 4 \Leftrightarrow x = 1.$$

Außerdem darf die Variable der Bestimmungsgleichung in einer Äquivalenzumformung als Parameter auftauchen. Die injektive Funktion

$$f_a: \mathbb{R} \rightarrow \mathbb{R}, \quad f_a(\xi) := \xi + a$$

beschreibt zum Beispiel den Sachverhalt, dass eine Zahl a zu beiden Seiten einer Gleichung addiert werden darf,

$$t = t' \Leftrightarrow t + a = t' + a.$$

Hier darf insbesondere auch $a := x$ als Parameter eingesetzt werden. Bei

$$f_a: \mathbb{R} \rightarrow \mathbb{R}, \quad f_a(\xi) := a\xi$$

gilt es allerdings $a \neq 0$ zu berücksichtigen. Das heißt, die Setzung $a := x$ liefert nur dann eine Äquivalenzumformung, wenn die Grundmenge, die x durchläuft, eine Teilmenge von $\mathbb{R} \setminus \{0\}$ ist. Andernfalls müsste man diesen Umstand durch eine Fallunterscheidung künstlich herstellen.

Erwähnenswert ist weiterhin, dass die gemachten Begriffe bereits Gleichungen in mehreren Variablen und Gleichungssysteme umfassen. Eine Gleichung in zwei Variablen liegt vor, wenn die Grundmenge aus Paaren besteht. Ein System von zwei Gleichungen liegt vor, wenn die Terme t, t' jeweils ein Paar zum Wert haben. Diese formale Beschreibung müsste man allerdings als ein wenig oberflächlich befinden, kämen nicht weitere Erörterungen hinzu. Tiefersinnig wäre es an sich ohne Pointe, tauchte nur eine der Variablen in der Gleichung auf. Gleichermäßen mag ein System in zwei Variablen erst reizvoll sein, wenn die Gleichungen in nichttrivialer Weise miteinander verwoben sind.

Die Injektionen sind genau die Abbildungen, die rückgängig gemacht werden können. Rückgängig machen einer Abbildung $f: X \rightarrow Y$ ist so zu verstehen, dass eine Umkehrabbildung g zur Verfügung stehen soll, so dass $g(f(x)) = x$ gilt. Gilt dies für jedes $x \in X$, nennt man g eine *Linksinverse* zu f .

Satz 3.16. Eine Abbildung g mit $g \circ f = \text{id}$ heißt Linksinverse von f . Eine Abbildung $f: X \rightarrow Y$ mit nichtleerem X ist genau dann injektiv, wenn sie mindestens eine Linksinverse besitzt.

Beweis. Sei g eine Linksinverse von f . Seien x, x' fest, aber beliebig, und sei $f(x) = f(x')$. Mithin gilt $g(f(x)) = g(f(x'))$. Weil g eine Linksinverse ist, hat man aber $g(f(x)) = x$ und $g(f(x')) = x'$, womit sich wie gewünscht $x = x'$ ergibt.

Sei f injektiv. Mit $X \neq \emptyset$ liegt irgendein $a \in X$ vor. Sofern $y \in f(X)$ ist, liegt außerdem ein x mit $y = f(x)$ vor. Es wird g festgelegt per Fallunterscheidung

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

Sie ist verhält sich so, dass $g(f(x)) = x$ für jedes $x \in X$ gilt, denn mit $x \in X$ ist $f(x) \in f(X)$. Somit existiert mit g eine Linksinverse. \square

Die Festlegung von g kann allerdings im Allgemeinen keine konstruktive im Sinne von berechenbare sein. Hierzu muss man lediglich wissen, dass das Halteproblem unentscheidbar ist. Gemeint ist, dass es kein Verfahren gibt, das zu jeder Turingmaschine und jeder Eingabe entscheidet, ob die Maschine für die Eingabe irgendwann hält. Es wird nun $f: \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{N}$ definiert als $f(n) := 0$, sofern die Turingmaschine in genau n Schritten hält, sonst $f(n) := n + 1$. Die Berechnung von f unternimmt die

Listing 3.1: Berechnung einer Linksinverse

```
def inv(f, X):
    a = next(iter(X))
    def g(y):
        for x in X:
            if f(x) == y: return x
        return a
    return g
```

Maschine insofern selbst, womit es sich bei f um eine berechenbare Funktion handelt. Außerdem ist f injektiv, wie man unschwer erkennen kann. Zur Festlegung von $g(0)$ muss aber in Erfahrung gebracht werden, ob und in wie vielen Schritten die Maschine hält. Da die gegebene Turingmaschine nicht vorab bekannt sein soll, müsste das Halteproblem gelöst werden. Ergo ist g nicht berechenbar. [48]

Die aufgezeigte Problematik besteht indes nur hinsichtlich des Unendlichen. Für eine endliche Definitionsmenge stellt sich die Linksinverse sehr wohl als berechenbar dar. Das Listing 3.1 zeigt ein konkretes Programm, das die Linksinverse einer jeden Funktion f bestimmt, die auf einer endlichen Menge X definiert ist. Wäre f zudem surjektiv, dürfte X sogar unendlich sein, ohne dass sich das Programm jemals in einer endlosen Schleife verfängt.

Definition 3.18 (Surjektion).

Eine Abbildung $f: X \rightarrow Y$ heißt *surjektiv*, wenn $f(X) = Y$ ist.

Weil $f(X) \subseteq Y$ allgemeingültig ist, genügt es generell, $Y \subseteq f(X)$ zu zeigen.

Definition 3.19 (Bijektion).

Eine Abbildung heißt *bijektiv*, wenn sie sowohl injektiv als auch surjektiv ist.

Satz 3.17. Jede Bijektion f besitzt eine eindeutig bestimmte Abbildung, welche sowohl ihre einzige Linksinverse als auch ihre einzige Rechtsinverse ist. Man nennt sie die Umkehrabbildung f^{-1} .

Beweis. Sei $f: X \rightarrow Y$ bijektiv. Es existiert somit mindestens eine Linksinverse g und mindestens eine Rechtsinverse h . Weil die Verkettung das Assoziativgesetz erfüllt, darf man rechnen

$$g = g \circ \text{id}_Y = g \circ (f \circ h) = (g \circ f) \circ h = \text{id}_X \circ h = h.$$

Sei nun g' eine weitere Linksinverse und h' eine weitere Rechtsinverse. Wiederholt man die obige Rechnung abermals, erhält man $g' = h$ und $g' = h'$. Ergo gilt $g = h = g' = h'$. \square

3.2.5. Allgemeines Mengenprodukt

Nachdem nun der Begriff der Abbildung bereits erklärt wurde, kann eine Begriffsverallgemeinerung des kartesischen Produktes erörtert werden, die die Tupel mit Folgen und Funktionen in Beziehung setzt. Eine Folge darf man einerseits als Funktion betrachten, deren Definitionsbereich die natürlichen Zahlen sind. Andererseits ist eine Folge indizierbar wie ein Tupel. Das bringt uns auf die Idee, Tupel wie Folgen als Funktionen aufzufassen.

Die Ziffern der Zahl 2520 sind in Little-Endian-Konvention das Tupel

$$t = (0, 2, 5, 2) \in \mathbb{N} \times \mathbb{N} \times \mathbb{N} \times \mathbb{N}.$$

Die Indexmenge $I := \{0, 1, 2, 3\}$ enthält die Stellenwerte der Ziffern. Es verhält sich nun so, dass die Funktion

$$f: I \rightarrow \mathbb{N}, \quad f(0) := 0, \quad f(1) := 2, \quad f(2) := 5, \quad f(3) := 2$$

genau die Information enthält, die das Tupel charakterisiert. Es ist $f(i) = t_i$ die Indizierung des Tupels. So gesehen ist jedes Tupel durch eine Funktion kodiert. Führt man diese Überlegung fort, gelangt man schließlich zum allgemeinen kartesischen Produkt

$$\prod_{i \in I} X_i := \{f: I \rightarrow \bigcup_{i \in I} X_i \mid \forall i \in I: f(i) \in X_i\}.$$

Der Formelsalat sagt im Wesentlichen nur, dass eine Abbildung $f \in \prod_{i \in I} X_i$ einen in X_i liegenden Funktionswert $f(i)$ besitzt.

Diese allgemeinen Produkte von Mengen treten in der Mathematik nur sehr sporadisch in Erscheinung. Eine Rolle spielen sie in der Theorie der Kardinalzahlen. In der abhängigen Typentheorie besitzen sie allerdings ein direktes, allgegenwärtiges Analogon, den *Typ abhängiger Funktionen*.

Bei einer Gleichsetzung wie $\prod_{i \in \{1,2\}} X_i \cong X_1 \times X_2$ ist zu beachten, dass es sich eigentlich nicht um eine Gleichung handelt, denn Abbildungen sind ja nicht dasselbe wie Paare. Allerdings gehört zu jedem Paar wie gesagt in kanonischer Weise genau eine gleichartige Abbildung. Es besteht eine Isomorphie, was durch die Tilde über dem Gleichheitszeichen angedeutet wird. Damit verbunden liegt ein Isomorphismus vor, mit dem sich ein Objekt der einen Seite in ein Objekt der anderen

Seite überführen lässt. Das ist so ähnlich wie die Übersetzung eines Textes von der einen in die andere Sprache. Die Gestalt ändert sich, aber der Inhalt bleibt gleich.

Intuitiv sollte $\prod_{i \in I} X_i$ nichtleer sein, sofern jedes X_i nichtleer ist. Dennoch lässt sich dieser Sachverhalt nicht ohne Weiteres ableiten. Es handelt sich um ein Axiom der Mengenlehre, das sogenannte *Auswahlaxiom*. Es besagt, dass zu jeder Familie (X_i) nichtleerer Mengen eine Auswahlfunktion f existiert, die zu jeder Menge X_i ein Element $f(i) \in X_i$ auswählt. Eine gründliche Untersuchung des Auswahlaxioms zeigt auf, dass es sich mit den Unendlichkeiten schwierig verhält. Unter bestimmten Umständen ist das Axiom nicht vonnöten. Außerdem, so lässt sich zeigen, impliziert es den Satz vom ausgeschlossenen Dritten.

3.2.6. Definite Kennzeichnung

Sofern zu einer vorgelegten Aussageform $A(x)$ nicht nur ein diese erfüllendes Objekt existiert, sondern das Objekt auch eindeutig bestimmt ist, würden wir gerne über dieses Objekt reden können. Diesbezüglich stehe die Symbolik $\iota x: A(x)$ für »dasjenige x , das $A(x)$ erfüllt«. Sie entstammt der *Principia Mathematica* und wird *definite Kennzeichnung*, engl. *definite description*, genannt. Mit den Mitteln der Mengenlehre ist dieses Objekt darstellbar als die Schnittmenge

$$(\iota x: A(x)) := \bigcap \{x \mid A(x)\}.$$

Nämlich ist $\{x \mid A(x)\}$ im Falle der eindeutigen Existenz eine Einermenge. Für jede Einermenge $\{a\}$ gilt

$$\bigcap \{a\} = \bigcup \{a\} = a.$$

Hierfür ist allerdings eine reine Mengenlehre erforderlich, in der keine sogenannten Urelemente auftauchen, die selbst keine Mengen sind. Durchliefe die Variable x Urelemente, obgleich es sich in Wirklichkeit nur um ein einziges handelt, wäre die Schnittmenge nicht definiert.

Näher betrachtet sind eindeutige Existenz und Reduzierung auf eine Einermenge bedeutungsgleich, das soll heißen, es besteht die Äquivalenz

$$(\exists! x: A(x)) \Leftrightarrow \exists x: \{y \mid A(y)\} = \{x\}.$$

Löst man die Gleichheit darin per Extensionalität auf, findet sich die kurze Charakterisierung

$$(\exists! x: A(x)) \Leftrightarrow \exists x: \forall y: (A(y) \Leftrightarrow x = y).$$

Sie zeigt sich bereits in der reinen Logik mit Gleichheit als beweisbar, ohne dafür Mengenlehre zur Verfügung stellen zu müssen.

Liegt eine Abbildung $f: X \rightarrow Y$ vor, unterstellt man die Bedeutung des Terms $f(x)$ üblicherweise wortlos als offenkundig. In der formalen Mengenlehre muss man diese Applikation allerdings erst einmal definieren. Wir legen fest,

$$f(x) := (\iota y: (x, y) \in f) = \bigcap \{y \mid (x, y) \in f\}.$$

Unter dieser Festlegung stellt sich heraus, dass die Äquivalenz

$$y = f(x) \Leftrightarrow (x, y) \in f$$

die linke Seite nicht erklärt, sondern vielmehr für $x \in X$ beweisbar ist. Stünde die Festlegung nicht zur Verfügung, müsste man Aussagen, in denen $f(x)$ vorkommt, umständlich durch Existenzaussagen kodieren. Beispielsweise stünde $f(x) \in B$ für die Existenz eines $y \in B$ mit $(x, y) \in f$. Kommen mehrere Applikationen vor, führt dies im Allgemeinen zu geschachtelten Existenzaussagen. Höchst umständlich wäre es, würde man in einer längeren Rechnung jede Applikation einschließlich der arithmetischen Operationen durch eine Existenzaussage kodieren.

3.3. Relationen

3.3.1. Relationen im Allgemeinen

Beim Erlangen von tieferliegenden Einsichten in Probleme und Zusammenhänge spielt das Aufspüren und Klären unterschiedlicher Beziehungen eine wesentliche Rolle. Zwei Objekte können auf unterschiedliche Art und Weise in Beziehung stehen. In der Mathematik beschäftigt man sich mit Beziehungen, die zu den zwei Objekten eine Aussage trifft, der ein Wahrheitsgehalt beigemessen wird. Zwei Zahlen x, y sind gleich. Eine Zahl x ist kleiner als eine Zahl y . Der Betrag der Differenz zweier Zahlen x, y ist kleiner als eine bestimmte Konstante. Der Abstand der Punkte $x = (x_1, x_2)$ und $y = (y_1, y_2)$ ist kleiner als eine bestimmte Konstante. Zwei Stühle x, y eines Stuhlkreises sind benachbart. Die Schüler x, y gehen in dieselbe Klasse. Es gibt einen Weg, der vom Ort x zum Ort y führt.

Die eindruckliche Vielfalt möglicher Beziehungen macht es ja unerlässlich, eine allgemeine Auffassung von ihnen zu erhalten. Eine zweistellige Relation R schafft ein Beziehungsgefüge zwischen zwei Mengen X, Y . Wir sagen, ein Objekt $x \in X$ steht bezüglich R zu einem Objekt $y \in Y$ in Beziehung, wenn die Aussage $R(x, y)$ eine wahre ist. Ein Beispiel wäre $R(x, y) := (x < y)$, wobei $X = Y$ die Menge der ganzen Zahlen sei.

Definition 3.20 (Zweistellige Relation).

Es seien X, Y zwei Mengen. Jede Teilmenge $R \subseteq X \times Y$ heißt Relation zwischen X und Y . Zur Relation soll die Kenntnis von X, Y dazugehören. Insofern ist das durch das Tripel (X, Y, R) kodierte Objekt die Relation und R ihr Graph.

Eine Relation ist auch interpretierbar als wahrheitswertige Funktion

$$1_R: X \times Y \rightarrow \{0, 1\}, \quad 1_R(x, y) := [(x, y) \in R].$$

Sie ist die Indikatorfunktion der Teilmenge R bezüglich der Grundmenge $X \times Y$. Anstelle $(x, y) \in R$ oder $1_R(x, y) = 1$ schreiben wir schlicht $R(x, y)$ für die Aussage, dass x und y bezüglich R in Relation stehen.

Eine Relation mit $X \neq Y$ heißt *heterogen*, eine mit $X = Y$ heißt *homogen*. Wir werden uns fast ausschließlich mit homogenen Relationen beschäftigen. Man darf allerdings sagen, dass auch die heterogenen in der Mathematik weit verbreitet sind, denn jede Abbildung ist betrachtbar als Relation mit speziellen Eigenschaften. Genauer ist eine Abbildung eine linkstotale und rechtseindeutige Relation. Linkstotal heißt, dass jedes $x \in X$ zu mindestens einem $y \in Y$ in Beziehung steht. Rechtseindeutig heißt, dass ein $y \in Y$ höchstens zu einem $x \in X$ in Beziehung steht. Es handelt sich also lediglich um eine Sprechweise für die bereits bekannten definierenden Eigenschaften.

Relationen lassen sich in Pfeildiagrammen darstellen. Man zeichnet hierbei einem Pfeil von einem $x \in X$ zu einem $y \in Y$, falls x, y in Relation stehen.

3.3.2. Äquivalenzrelationen

Manchmal interessiert man sich nicht für die gänzliche Gleichheit zweier Objekte. Die *Äquivalenzrelationen* verallgemeinern den Gleichheitsbegriff dahingehend, dass zwei Objekte schon dann als *gleichartig* angesehen werden, wenn sie in einer bestimmten Eigenschaft übereinstimmen. Um welche Eigenschaft es sich dabei handelt, bestimmt die Relation.

Definition 3.21 (Äquivalenzrelation).

Seien A eine Menge und seien $x, y, z \in A$. Sei $R(x, y) := (x \sim y)$ eine Relation. Man nennt R *Äquivalenzrelation*, wenn gilt:

$$\begin{array}{ll} x \sim x, & (\text{Reflexivität}) \\ x \sim y \Rightarrow y \sim x, & (\text{Symmetrie}) \\ x \sim y \wedge y \sim z \Rightarrow x \sim z. & (\text{Transitivität}) \end{array}$$

Definition 3.22 (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 die *Äquivalenzklasse* zum *Repräsentanten* $a \in M$.

Satz 3.18 (Äquivalenzrelation induziert Zerlegung).

Eine Menge wird durch eine Äquivalenzrelation in disjunkte Äquivalenzklassen zerlegt, lat. partitioniert.

Beweis. Sei M die Menge und $x \sim y$ die Äquivalenzrelation. Zu zeigen ist, dass kein Element von M in mehr als einer Äquivalenzklasse vorkommt. Seien $a, b, c \in M$, sei $c \in [a]$ und $c \in [b]$. Aufgrund von $c \sim a$ sowie $c \sim b$ und der Transitivität gilt

$$x \in [a] \Leftrightarrow x \sim a \Leftrightarrow x \sim c \Leftrightarrow x \sim b \Leftrightarrow x \in [b].$$

Man hat also

$$(\forall x \in M: x \in [a] \Leftrightarrow x \in [b]), \Leftrightarrow [a] = [b].$$

Wenn also $[a] \neq [b]$ ist, kann nicht gleichzeitig $c \in [a]$ und $c \in [b]$ sein. \square

Satz 3.19 (Zerlegung induziert Äquivalenzrelation).

Sei M eine Menge. Die Familie (A_k) von Mengen $A_k \subseteq M$ bilde eine Zerlegung von M , d. h. dass die Vereinigung aller A_k die Menge M überdeckt und dass paarweise $A_i \cap A_j = \emptyset$ für $i \neq j$ ist. Dann ist

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

eine Äquivalenzrelation auf M .

Beweis. Da die A_k die Menge M überdecken, muss es für ein beliebiges $x \in M$ mindestens eine Menge A_k geben, so dass $x \in A_k$. Daher gilt $x \sim x$.

Die Symmetrie ergibt sich trivial.

Zur Transitivität. Voraussetzung ist $x \sim y$ und $y \sim z$. Es gibt also ein i mit $x \in A_i$ und $y \in A_i$. Außerdem gibt es ein j mit $y \in A_j$ und $z \in A_j$. Somit gilt

$$\exists i: \exists j: x \in A_i \wedge y \in A_i \wedge y \in A_j \wedge z \in A_j.$$

Wegen

$$A_i \cap A_j = \emptyset \Leftrightarrow \forall y: (y \in A_i \wedge y \in A_j \Leftrightarrow 0)$$

für $i \neq j$ kann $y \in A_i \wedge y \in A_j$ aber nur erfüllt sein, wenn $i = j$ ist. Daher ergibt sich

$$\exists i: x \in A_i \wedge z \in A_i,$$

das heißt $x \sim z$. \square

Definition 3.23 (Quotientenmenge).

Für eine gegebene Äquivalenzrelation wird die aus allen Äquivalenzklassen bestehende Menge

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

als *Quotientenmenge* oder *Faktormenge* bezeichnet.

Definition 3.24 (Quotientenabbildung).

Für eine gegebene Äquivalenzrelation ist die Projektion

$$\pi: M \rightarrow M/\sim, \quad \pi(x) := [x]$$

surjektiv und wird *Quotientenabbildung* genannt.

Definition 3.25 (Repräsentantensystem).

Für eine gegebene Äquivalenzrelation auf M nennt man eine Teilmenge $A \subseteq M$ ein *vollständiges Repräsentantensystem*, wenn die Einschränkung $\pi|_A$ bijektiv ist, wobei mit π die Quotientenabbildung gemeint ist.

Repräsentantensysteme ermöglichen die einfache Handhabung von Äquivalenzklassen. Möchte man wissen, ob ein Element x in der Äquivalenzklasse $[a]$ enthalten ist, dann braucht man bloß zu überprüfen, ob $x \sim a$ ist. Außerdem besitzt die Quotientenabbildung nun eine Darstellung $p: M \rightarrow A$, dergestalt dass $\pi = \pi|_A \circ p$. Warum sollte das von Bedeutung sein? Nun, Äquivalenzklassen fallen oft unendlich groß aus. In der Kombinatorik treten zwar auch endliche Äquivalenzklassen auf, diese werden trotzdem schnell unzugänglich groß. Die Äquivalenzklassen und die Quotientenabbildung muss man also als abstrakte mathematische Objekte betrachten. Abstrakte mathematische Objekte müssen wir erst über eine Darstellung zugänglich machen, und genau dies ermöglicht ein Repräsentantensystem.

Satz 3.20 (Charakterisierung von Äquivalenzklassen).

Sei auf der Menge M eine Äquivalenzrelation gegeben. Eine Teilmenge $A \subseteq M$

ist genau dann eine Äquivalenzklasse, wenn

1. $A \neq \emptyset$,
2. $x, y \in A \Rightarrow x \sim y$,
3. $x \in A \wedge y \in M \wedge x \sim y \Rightarrow y \in A$.

Beweis. Angenommen, A ist eine Äquivalenzklasse. Dann gibt es definitionsgemäß ein a mit $A = [a]$. Daher ist mindestens $a \in A$ und somit $A \neq \emptyset$. Mit $x, y \in A$ ergibt sich $A = [x] = [y]$. Aufgrund von

$$x \sim y \Leftrightarrow [a] = [b]$$

muss somit $x \sim y$ sein. Sei nun $x \in A$ und $y \in M$ mit $x \sim y$. Es folgt $A = [x] = [y]$. Daher muss $y \in A$ sein.

Umgekehrt angenommen, die drei Eigenschaften sind erfüllt. Zu zeigen ist, dass es ein a gibt mit $A = [a]$. Da A gemäß 1. nichtleer ist, enthält es mindestens ein Element, dieses nennen wir a . Für jedes weitere Element $x \in A$ ergibt sich $x \sim a$, da sonst 2. verletzt sein würde. Schließlich muss man noch wissen, ob $x \in A$, wenn $x \sim a$ und $x \in M$ ist. Dies ist aber mit 3. gesichert. Es gibt also tatsächlich ein a mit $A = \{x \in M \mid x \sim a\}$. \square

Eine große Fülle von Äquivalenzrelationen lässt sich auf die folgende einfache Art konstruieren. Hat man eine beliebige Abbildung $f: X \rightarrow Y$, dann sind die Urbilder $f^{-1}(\{y_1\})$ und $f^{-1}(\{y_2\})$ disjunkt, sofern $y_1 \neq y_2$, denn

$$f^{-1}(\{y_1\}) \cap f^{-1}(\{y_2\}) = f^{-1}(\{y_1\} \cap \{y_2\}) = f^{-1}(\emptyset) = \emptyset.$$

Demnach ist gemäß

$$Z = X/\sim = \{f^{-1}(\{y\}) \mid y \in f(X)\}$$

eine Zerlegung des Definitionsbereichs X gegeben und somit auch eine Äquivalenzrelation. Für $x_1, x_2 \in X$ gilt

$$x_1 \sim x_2 \Leftrightarrow f(x_1) = f(x_2).$$

Ist f zudem surjektiv, dann gehört zu jedem Element von Y genau eine Äquivalenzklasse. Demnach definiert f dann eine verallgemeinerte Quotientenabbildung, da die Elemente von Y die Äquivalenzklassen charakterisieren. Die Bijektion $\varphi: Z \rightarrow Y$ hat dabei die Eigenschaft $f = \varphi \circ \pi$. Sofern Y für uns zugänglich ist, resultiert hieraus auch eine verallgemeinerte Darstellung der Quotientenabbildung, denn

$$f = \varphi \circ \pi = \varphi \circ (\pi|_A \circ p) = (\varphi \circ \pi|_A) \circ p.$$

Nun ist $\varphi \circ \pi|_A$ auch bijektiv, weil φ und $\pi|_A$ es sind. Somit charakterisiert Y ein vollständiges Repräsentantensystem.

Was bisher erläutert wurde, mag recht abstrakt erscheinen. Wir haben aber eigentlich ein recht intuitives Verständnis für diese Begrifflichkeiten. Ein Bilderbuchbeispiel für eine Quotientenmenge bieten die Klassen einer Schule. Zwei Schüler seien genau dann äquivalent, wenn sie in dieselbe Klasse gehen. Die Äquivalenzklasse eines Schülers ist dann schlicht seine Schulklass. Die Menge der Schüler der Schule wird in disjunkte Schulklassen zerlegt. Die Menge dieser Schulklassen bildet die Quotientenmenge. Ein vollständiges Repräsentantensystem entsteht zum Beispiel durch die Wahl eines Klassensprechers in jeder Klasse.

Ein weiteres typisches Beispiel für eine Äquivalenzrelation ist die Kongruenz modulo m , die elementar in der Zahlentheorie und Gruppentheorie vorkommt. Die Äquivalenzklassen sind hier die Restklassen. Die Reste bilden ein kanonisches vollständiges Repräsentantensystem. Das Bilden des Restes zu einer Zahl ist eine Darstellung der Quotientenabbildung.

3.3.3. Operationen auf Äquivalenzklassen

Äquivalenzklassen werden später wichtig sein für die Formulierung von Konstruktionen. Bei diesen Konstruktionen ist eine Abbildung zwischen Quotientenmengen erforderlich. Weil die Äquivalenzklassen dabei über Repräsentanten dargestellt sind, liegt es nahe, auch die Abbildung über Repräsentanten zu definieren. Dies wirft die Frage nach der *Wohldefiniertheit* auf. Darunter versteht man, dass die Abbildung auch tatsächlich unabhängig von den gewählten Repräsentanten ist. Was das genau bedeutet, wird im folgenden Abschnitt erklärt.

Gegeben seien zwei Quotientenmengen M/\sim und M'/\sim' . Eine vorhandene Abbildung $f: M \rightarrow M'$ induziert dann eventuell gemäß

$$f: M/\sim \rightarrow M'/\sim', \quad f([a]) := [f(a)]$$

eine Abbildung zwischen den Quotientenmengen. Kommt es dabei nicht zu einem Widerspruch, liegt also eine Abbildung vor, spricht man von *Wohldefiniertheit*. Hierfür darf der Funktionswert nicht vom gewählten Repräsentant abhängen, d. h. die Bedingung

$$\forall x \in [a]: f(x) \in [f(a)]$$

muss erfüllt sein. Anders formuliert,

$$x \sim a \Rightarrow f(x) \sim' f(a).$$

Für mehrstellige Abbildungen ist das Vorgehen analog. Eine Abbildung $f: M^2 \rightarrow M'$ induziert

$$f: (M/\sim)^2 \rightarrow M'/\sim', \quad f([a], [b]) := [f(a, b)],$$

sofern

$$x \sim a \wedge y \sim b \Rightarrow f(x, y) \sim' f(a, b).$$

Bei den Konstruktionen kommen in der Regel zweistellige Abbildungen (mit $M = M'$) vor, weil die Verknüpfungen von Elementen der algebraischen Strukturen zweistellig sind. Diese Verknüpfungen werden im nächsten Abschnitt besprochen.

3.3.4. Kongruenzrelationen

Definition 3.26 (Kongruenzrelation).

Gegeben sei eine Menge M , auf der eine zweistellige Verknüpfung $*$: $M^2 \rightarrow M$ definiert ist. Eine Äquivalenzrelation auf M nennt man *Kongruenzrelation*, wenn die induzierte Verknüpfung $[a] * [b] := [a * b]$ wohldefiniert ist.

Bei einer Kongruenzrelation sagt man » a ist kongruent zu b « anstelle von » a ist äquivalent zu b « und schreibt $a \equiv b$ anstelle von $a \sim b$. Eigentlich kann man den Begriff für eine beliebige Stelligkeit definieren. Es besteht jedoch zunächst nur Bedarf an zweistelligen Verknüpfungen.

Im Folgenden schreiben wir für die Verknüpfung kurz ab anstelle $a * b$. Das spart ein wenig Schreibaufwand und ist so üblich, solange keine Verwechslungsgefahr mit einer bereits auf andere Art definierten Multiplikation besteht.

Satz 3.21. Sei M eine Struktur aus der Liste Magma, Monoid, Halbgruppe, Gruppe, kommutatives Monoid, kommutative Gruppe. Sei \equiv eine Kongruenzrelation auf M und φ die zugehörige Quotientenabbildung. Dann bildet die Quotientenmenge M/\equiv bezüglich der induzierten Verknüpfung $\varphi(a)\varphi(b) := \varphi(ab)$ ebenfalls eine Struktur derselben Art und φ ist ein Homomorphismus.

Beweis. Im Folgenden seien a', b', c' beliebige Elemente der Quotientenmenge. Weil φ surjektiv ist, gibt es immer $a, b, c \in M$ mit $a' = \varphi(a)$, $b' = \varphi(b)$ und $c' = \varphi(c)$.

Die Verknüpfung auf M sei abgeschlossen. Dann ist

$$a'b' = \varphi(a)\varphi(b) = \varphi(ab) \in M/\equiv.$$

Somit ist die Quotientenmenge bezüglich der induzierten Verknüpfung abgeschlossen.

Die Verknüpfung auf M erfülle das Assoziativgesetz. Dann gilt

$$(a'b')c' = \varphi(ab)\varphi(c) = \varphi(abc) = \varphi(a)\varphi(bc) = a'(b'c').$$

Die induzierte Verknüpfung erfüllt somit ebenfalls das Assoziativgesetz.

Die Verknüpfung auf M habe ein neutrales Element e . Dann gilt

$$\varphi(a) = \varphi(ea) = \varphi(e)\varphi(a), \quad \varphi(a) = \varphi(ae) = \varphi(a)\varphi(e).$$

Demzufolge besitzt M/\equiv mit $e' := \varphi(e)$ ebenfalls ein neutrales Element.

Zur Verknüpfung auf M gebe es zu jedem Element ein inverses. Dann gilt

$$\varphi(e) = \varphi(aa^{-1}) = \varphi(a)\varphi(a^{-1}), \quad \varphi(e) = \varphi(a^{-1}a) = \varphi(a^{-1})\varphi(a).$$

Demzufolge gibt es auf der Quotientenstruktur mit $\varphi(a)^{-1} := \varphi(a^{-1})$ ebenfalls zu jedem Element ein inverses.

Die Verknüpfung auf M sei kommutativ. Dann gilt

$$a'b' = \varphi(a)\varphi(b) = \varphi(ab) = \varphi(ba) = \varphi(b)\varphi(a) = b'a'.$$

Somit ist die Verknüpfung auf der Quotientenstruktur M/\equiv ebenfalls kommutativ. \square

Satz 3.22. Satz 3.21 gilt auch für Ringe, unitäre Ringe, kommutative Ringe und kommutative unitäre Ringe, sofern die Relation eine Kongruenzrelation sowohl bezüglich der additiven als auch der multiplikativen Verknüpfung ist.

Beweis. Sei $(R, +, \cdot)$ der Ring und \equiv die Kongruenzrelation. Gemäß Satz 3.21 ist $(R/\equiv, +)$ eine kommutative Gruppe und $(R/\equiv, \cdot)$ eine Halbgruppe. Bei einem unitären Ring ist $(R/\equiv, \cdot)$ ein Monoid, und bei einem kommutativen unitären Ring ein kommutatives Monoid.

Es verbleiben noch die Distributivgesetze zu prüfen. Sei φ die Quotientenabbildung. Man rechnet

$$\begin{aligned} a'(b' + c') &= \varphi(a)(\varphi(b) + \varphi(c)) = \varphi(a)(\varphi(b + c)) = \varphi(a(b + c)) = \varphi(ab + ac) \\ &= \varphi(ab) + \varphi(ac) = \varphi(a)\varphi(b) + \varphi(a)\varphi(c) = a'b' + a'c'. \end{aligned}$$

Die Rechnung zum Rechtsdistributivgesetz ist analog.

Damit ist der Satz gezeigt, und ferner ist gezeigt dass φ ein Ringhomomorphismus ist. Und für einen unitären Ring ist φ Eins-erhaltend, wie bereits aus Satz 3.21 hervorgeht. \square

Zur Klärung des Wesens von Kongruenzrelationen hilft es, diese Begrifflichkeit in voller Allgemeinheit zu diskutieren. Dazu betrachten wir eine allgemeine Struktur, die neben Operationen auch Relationen besitzen mag. Dahingehend tut sich der folgende Sachverhalt auf.

Satz 3.23. Sei $(M, \mathcal{F}, \mathcal{R})$ eine Struktur, wobei $(n, f) \in \mathcal{F}$ eine Funktion $f: M^n \rightarrow M$ bedeute und $(n, R) \in \mathcal{R}$ eine Relation $R: M^n \rightarrow \{0, 1\}$. Ist \equiv eine Kongruenzrelation auf M , dann gilt das Substitutionsprinzip

$$\forall x, y \in M: x \equiv y \wedge A(x) \Rightarrow A(y).$$

Beweis. Es genügt, das Prinzip für alle atomaren Formeln zu zeigen, da es sich dann, analog wie das bereits bei der Gleichheit diskutiert wurde, auf alle Formeln fortsetzt. Zu jeder Funktion f und jeder Relation R hat \equiv als Kongruenzrelation per Definition die Eigenschaften

$$(K1) \quad (\forall i: x_i \equiv y_i) \Rightarrow f(x_1, \dots, x_n) \equiv f(y_1, \dots, y_n),$$

$$(K2) \quad (\forall i: x_i \equiv y_i) \wedge R(x_1, \dots, x_n) \Rightarrow R(y_1, \dots, y_n).$$

Es stehe A_x^u als Abkürzung für die Substitution $A[x := u]$. Sei also $(n, R) \in \mathcal{R}$ fest, aber beliebig. Zu zeigen verbleibt

$$R(t_1, \dots, t_n)_x^u \Rightarrow R(t_1, \dots, t_n)_y^u, \text{ also } R(t_1 \frac{u}{x}, \dots, t_n \frac{u}{x}) \Rightarrow R(t_1 \frac{u}{y}, \dots, t_n \frac{u}{y}).$$

Laut (K2) ist dies gegeben, sobald $t_i \frac{u}{x} \equiv t_i \frac{u}{y}$ für jedes i gilt. Nun bestätigen wir daher das Schema

$$\forall x, y \in M: x \equiv y \Rightarrow t_x^u \equiv t_y^u$$

via struktureller Induktion über den Termaufbau. Für eine Variable gilt entweder $v \neq u$, womit sich $v_x^u \equiv v_y^u$ zu $v \equiv v$ reduziert, was aus $v = v$ folgt. Oder es gilt $v = u$, womit sich $v_x^u \equiv v_y^u$ zu $x \equiv y$ reduziert, was vorausgesetzt wurde. Ein Term ist entweder eine Variable $t = v$ oder eine Applikation $t = f(t_1, \dots, t_n)$ mit $(n, f) \in \mathcal{F}$. Zu bestätigen verbleibt

$$f(t_1, \dots, t_n)_x^u \equiv f(t_1, \dots, t_n)_y^u, \text{ also } f(t_1 \frac{u}{x}, \dots, t_n \frac{u}{x}) \equiv f(t_1 \frac{u}{y}, \dots, t_n \frac{u}{y}),$$

was laut (K1) geht, sobald $t_i \frac{u}{x} \equiv t_i \frac{u}{y}$ für jedes i , was aber gerade die Induktionsannahme ist. \square

Auf eine Struktur bezogen erfüllt eine Kongruenzrelation demgemäß die Axiome der Gleichheit, die die Gleichheit charakterisieren. Es läuft natürlich aufs Gleiche hinaus, die induzierten Operationen und Relationen für die Äquivalenzklassen zu betrachten, deren Wohldefiniertheit durch (K1) und (K2) zugesichert wird. Dann liegt die Gleichheit auf der Quotientenstruktur direkt vor, ohne die Kongruenz als weiteren Gleichheitsbegriff denken zu müssen.

Die Kongruenzrelation einer Struktur stellt sich somit als ein für die Struktur eigentümlicher Gleichheitsbegriff heraus, und die Quotientenstruktur dient dazu, diesen mit dem herkömmlichen Gleichheitsbegriff zusammenzuführen.

3.3.5. Ordnungsrelationen

Bei vielen Untersuchungen genügt es nicht, Elemente einer Menge nur vergleichen zu können. Man möchte zusätzlich in Erfahrung bringen können, ob Elemente in einer bestimmten Weise geordnet sind, in einer bestimmten Weise in Reihenfolge stehen. Hierfür definiert man *Ordnungsrelationen*, von denen es verschiedene Arten gibt, je nachdem, welche Axiome sie erfüllen. Auf einer Menge können auch mehrere unterschiedliche Ordnungsrelationen derselben Art definiert werden.

Eine in vielen Bereichen der Mathematik hiesige Art von Relation ist die *Halbordnung*, auch *Partialordnung* genannt. Eine wichtige Unterart der Halbordnungen stellen die *Totalordnungen* dar. So ist die Totalordnung der reellen Zahlen in der Analysis von zentraler Bedeutung.

Definition 3.27 (Halbordnung).

Eine auf einer Menge M definierte Relation \leq heißt *Halbordnung*, wenn

$$\forall x \in M: x \leq x, \quad (\text{Reflexivität})$$

$$\forall x, y \in M: x \leq y \wedge y \leq x \Rightarrow x = y, \quad (\text{Antisymmetrie})$$

$$\forall x, y, z \in M: x \leq y \wedge y \leq z \Rightarrow x \leq z. \quad (\text{Transitivität})$$

Ist \leq eine Halbordnung auf M , nennt man M eine halbgeordnete Menge und kodiert dies als Struktur (M, \leq) , um klarzustellen, bezüglich welcher Relation die Menge halbgeordnet ist.

Die zu einer Halbordnung zugehörige strenge Halbordnung wird definiert durch

$$x < y :\Leftrightarrow x \leq y \wedge x \neq y.$$

Eine Relation R auf M heißt *irreflexiv*, wenn

$$\neg \exists x \in M: R(x, x),$$

in Worten, wenn kein Element zu sich selbst in Relation steht. Man bestätigt mühelos, dass die strenge Halbordnung irreflexiv und transitiv ist.

Definition 3.28 (Totalordnung).

Eine Halbordnung \leq auf M heißt *Totalordnung*, wenn

$$\forall x, y \in M: x \leq y \vee y \leq x. \quad (\text{Totalität})$$

Das geläufigste Beispiel für eine Totalordnung ist die herkömmliche Ordnung der reellen Zahlen.

Wie bei Halbordnungen ist die zu einer Totalordnung zugehörige strenge Totalordnung erklärt durch

$$x < y :\Leftrightarrow x \leq y \wedge x \neq y.$$

Satz 3.24. Die strenge Totalordnung ist *trichotom*, das heißt,

$$\forall x, y \in M: (x < y) \oplus (x = y) \oplus (y < x).$$

Beweis. Zunächst machen wir uns klar,

$$A \oplus B \oplus C \Leftrightarrow (A \wedge \neg B \wedge \neg C) \vee (\neg A \wedge B \wedge \neg C) \vee (\neg A \wedge \neg B \wedge C).$$

In dem Fall, wo eine der drei Aussagen gezeigt wird, sind also außerdem die beiden anderen Aussagen zu widerlegen.

Es wird eine Fallunterscheidung bezüglich der Gleichheit unternommen. Im Fall $x = y$ führt laut Definition der strengen Totalordnung sowohl $x < y$ als auch $y < x$ zu einem Widerspruch. Es sei nun $x \neq y$ der Fall. Laut Totalität liegt $x \leq y \vee y \leq x$ vor. Es sei $x \leq y$ der Unterfall. Sofort folgt $x < y$ gemäß Definition der strengen Totalordnung. Angenommen, es wäre $y < x$, dann wäre neben $x \leq y$ laut Definition der strengen Totalordnung mithin auch $y \leq x$, womit laut Antisymmetrie $x = y$ wäre, was aber im Widerspruch zu $x \neq y$ steht. Die Argumentation im Unterfall $y \leq x$ verläuft analog. \square

Satz 3.25. Ist \leq eine Totalordnung auf M , dann gilt

$$\forall x, y \in M: \neg(x \leq y) \Leftrightarrow y < x.$$

Beweis. Von links nach rechts. Es gelte $\neg(x \leq y)$. Laut Totalität muss dann $y \leq x$ sein. Angenommen, es wäre $x = y$, dann wäre insbesondere $x \leq y$, was widersprüchlich zur Voraussetzung ist. Also muss $x \neq y$ sein, und somit $y < x$.

Von rechts nach links. Es gelte $y < x$, also $y \leq x$ und $x \neq y$. Angenommen, es wäre $x \leq y$, dann wäre $x = y$ gemäß Antisymmetrie, was aber im Widerspruch zu $x \neq y$ steht. \square

Sei (M, \leq) halbgeordnet und $A \subseteq M$. Wir legen die Kurzschreibweisen

$$A \leq s :\Leftrightarrow \forall x \in A: x \leq s,$$

$$s \leq A :\Leftrightarrow \forall x \in A: s \leq x$$

fest. Ein s mit $A \leq s$ heißt *obere Schranke* von A . Existiert mindestens ein s mit dieser Eigenschaft, nennt man A *nach oben beschränkt*. Ein s mit $s \leq A$ heißt *untere Schranke* von A . Existiert mindestens ein s mit dieser Eigenschaft, nennt man A *nach unten beschränkt*.

Definition 3.29 (Maximum, Minimum).

Sei (M, \leq) halbgeordnet und $A \subseteq M$. Man legt fest

$$y = \max(A) :\Leftrightarrow y \in A \wedge A \leq y,$$

$$y = \min(A) :\Leftrightarrow y \in A \wedge y \leq A.$$

Statt vom Maximum spricht man auch vom größten Element, anstelle vom Minimum vom kleinsten Element. Die vier Sprechweisen deuten hin auf den

Satz 3.26. Eine Teilmenge einer halbgeordneten Menge besitzt höchstens ein Maximum und höchstens ein Minimum.

Beweis. Sei $y = \max(A)$ und $y' = \max(A)$. Laut Definition des Maximums sind dann $y, y' \in A$, wobei $\forall x \in A: x \leq y$ und $\forall x \in A: x \leq y'$. Die erste Allaussage wird mit $x := y'$ spezialisiert, die zweite mit $x := y$. Somit gilt $y' \leq y$ und $y \leq y'$, ergo $y = y'$ gemäß der Antisymmetrie. Zum Minimum analog. \square

Definition 3.30 (Supremum, Infimum).

Sei (M, \leq) halbgeordnet und $A \subseteq M$. Man legt fest

$$\sup(A) := \min\{s \in M \mid A \leq s\}, \quad (\text{kleinste obere Schranke})$$

$$\inf(A) := \max\{s \in M \mid s \leq A\}. \quad (\text{größte untere Schranke})$$

Entfaltung von min und max führt zu

$$y = \sup(A) \Leftrightarrow A \leq y \wedge \forall s \in M: A \leq s \Rightarrow y \leq s,$$

$$y = \inf(A) \Leftrightarrow y \leq A \wedge \forall s \in M: s \leq A \Rightarrow s \leq y.$$

Definition 3.31 (Maximales Element, Minimales Element).

Sei (M, \leq) halbgeordnet und $A \subseteq M$. Man legt fest

$$y \text{ ist ein maximales Element von } A :\Leftrightarrow y \in A \wedge \neg \exists x \in A: y < x,$$

$$y \text{ ist ein minimales Element von } A :\Leftrightarrow y \in A \wedge \neg \exists x \in A: x < y.$$

Sie lassen sich am Hasse-Diagramm veranschaulichen. Ein minimales Element ist eines, in das keine Kanten hineinlaufen. Ein maximales Element ist eines, aus dem keine Kanten herauslaufen. Weiterhin gilt der

Satz 3.27. Existiert ein Maximum, so ist dieses das einzige maximale Element. Existiert ein Minimum, so ist dieses das einzige minimale Element.

Beweis. Sei y das Maximum von A . Wir zeigen, dass y ein maximales Element ist, wofür $\neg\exists x \in A: y < x$ zu bestätigen ist. Das heißt, wir müssen uns von

$$(\forall x \in A: x \leq y), (\exists x \in A: y < x) \vdash \perp$$

überzeugen. Also angenommen, es läge ein $x \in A$ mit $y < x$ vor, womit $y \leq x$ und $x \neq y$ wäre. Die Allaussage wird mit diesem x spezialisiert. Aus $x \leq y$ und $y \leq x$ folgt $x = y$ per Antisymmetrie, was im Widerspruch zu $x \neq y$ steht.

Weiterhin gilt es noch zu zeigen, dass kein weiteres maximales Element existieren kann. Sei y' ein weiteres maximales Element. Weil y das Maximum ist, muss $y' \leq y$ gelten. Wegen $y \neq y'$ gilt außerdem $y' < y$. Weil y' maximal sein soll, dürfte kein $x \in A$ mit $y' < x$ zu finden sein, doch wir haben so eines mit $x := y$, was absurd ist. Zum Minimum verläuft der Beweis analog. \square

Es drängt sich einigen Lesern nun womöglich auf, leichtfertig die Umkehrungen für allgemeingültig zu erachten. Ich meine die Aussage »Existiert ein einziges maximales Element, muss es sich bei diesem um das Maximum handeln.« Bei unendlichen Mengen braucht das aber nicht unbedingt richtig sein. Nämlich kann neben dem maximalen Element außerdem noch ein unendlicher Aufstieg vorliegen, womit kein Maximum existiert. Analog kann neben dem minimalen Element außerdem noch ein unendlicher Abstieg vorliegen. Im Englischen sind die Abkürzungen ACC und DCC geläufig, die für *Ascending Chain Condition* und *Descending Chain Condition* stehen. Die ACC ist bei Abhandensein unendlicher aufsteigender Ketten

$$x_0 < x_1 < x_2 < \dots$$

erfüllt. Analog ist die DCC bei Abhandensein unendlicher absteigender Ketten

$$x_0 > x_1 > x_2 > \dots$$

erfüllt. Unter der ACC bzw. DCC ist die jeweilige Umkehrung tatsächlich richtig.

Ein wichtiges Beispiel für eine Halbordnung ist die Teilmengenbeziehung. Man folgert mühelos, dass das Maximum einer Menge, sofern existent, zugleich ihr Supremum sein muss. Analog ist das Minimum einer Menge, sofern existent, zugleich ihr Infimum.

Satz 3.28. Sei G eine Grundmenge und $\mathcal{A} \subseteq \mathcal{P}(G)$ mit $\mathcal{A} \neq \emptyset$, das heißt, eine nichtleere Menge von Teilmengen von G . Auf $(\mathcal{P}(G), \subseteq)$ gilt

$$\bigcap \mathcal{A} = \inf(\mathcal{A}), \quad \bigcup \mathcal{A} = \sup(\mathcal{A}).$$

Beweis. Zum Infimum. Entfaltung bringt die Aussage in die Form

$$(\forall A \in \mathcal{A}: \bigcap \mathcal{A} \subseteq A) \wedge (\forall S \in \mathcal{A}: (\forall A \in \mathcal{A}: S \subseteq A) \Rightarrow S \subseteq \bigcap \mathcal{A}).$$

Zur ersten Aussage der Konjunktion gelangt man durch Bestätigung von

$$A \in \mathcal{A}, x \in \bigcap \mathcal{A} \vdash x \in A,$$

was aber gerade aus der definierenden Eigenschaft von $\bigcap \mathcal{A}$ hervorgeht. Zur zweiten Aussage der Konjunktion gelangt man durch Bestätigung von

$$S \in \mathcal{A}, (\forall A \in \mathcal{A}: S \subseteq A), x \in S \vdash \forall A \in \mathcal{A}: x \in A.$$

Also angenommen, $A \in \mathcal{A}$, dann erhält man $S \subseteq A$ mittels der vorhandenen Allaussage. Mit $x \in S$ folgt somit die gewünschte Aussage $x \in A$.

Zum Supremum. Entfaltung bringt die Aussage in die Form

$$(\forall A \in \mathcal{A}: A \subseteq \bigcup \mathcal{A}) \wedge (\forall S \in \mathcal{A}: (\forall A \in \mathcal{A}: A \subseteq S) \Rightarrow \bigcup \mathcal{A} \subseteq S).$$

Zur ersten Aussage der Konjunktion gelangt man durch Bestätigung von

$$A \in \mathcal{A}, x \in A \vdash \exists A' \in \mathcal{A}: x \in A'.$$

Man wähle dazu schlicht die Menge $A' := A$, bei der die geforderte Eigenschaft bereits vorausgesetzt ist. Zur zweiten Aussage der Konjunktion gelangt man durch Bestätigung von

$$S \in M, (\forall A \in \mathcal{A}: A \subseteq S), (\exists A' \in \mathcal{A}: x \in A') \vdash x \in S.$$

Es liegt ein $A' \in \mathcal{A}$ mit $x \in A'$ vor. Die Allaussage wird mit $A := A'$ spezialisiert, womit man $A' \subseteq S$ erhält. Mit $x \in A'$ folgt somit die gewünschte Aussage $x \in S$. \square

3.3.6. Monotone Abbildungen

Definition 3.32 (Monotone Abbildung).

Es seien (M, \leq) , (M', \leq') halbgeordnet. Eine Abbildung $f: M \rightarrow M'$ heißt

<i>monoton steigend</i> ,	wenn $\forall x, y \in M: x \leq y \Rightarrow f(x) \leq' f(y)$,
<i>monoton fallend</i> ,	wenn $\forall x, y \in M: x \leq y \Rightarrow f(y) \leq' f(x)$,
<i>streng monoton steigend</i> ,	wenn $\forall x, y \in M: x < y \Rightarrow f(x) <' f(y)$,
<i>streng monoton fallend</i> ,	wenn $\forall x, y \in M: x < y \Rightarrow f(y) <' f(x)$.

Beispiele. Die Folge $a: \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{R}$ mit $a_n := n$ ist streng monoton steigend. Monotonie von Folgen spielt eine wichtige Rolle in der Konvergenztheorie.

Die reelle Funktion $f: \mathbb{R}_{\geq 0} \rightarrow \mathbb{R}_{\geq 0}$ mit $f(x) := x^2$ ist streng monoton steigend. Monotonie reeller Funktionen spielt eine wichtige Rolle in der Analysis.

Es sei G eine endliche Grundmenge. Die Abbildung

$$f: M \rightarrow M', \quad f(A) := |A|, \quad M := \mathcal{P}(G), \quad M' := \{0, \dots, |G|\}$$

ist monoton steigend bezüglich (M, \subseteq) und (M', \leq) .

Satz 3.29. Es sei (M, \leq) eine totalgeordnete und (M', \leq') eine halbgeordnete Menge. Ist $f: M \rightarrow M'$ streng monoton, so ist f auch injektiv.

Beweis. Gezeigt wird für streng monoton steigendes f die Kontraposition

$$x \neq y \Rightarrow f(x) \neq f(y).$$

Es gelte $x \neq y$. Gemäß Trichotomie ist dann entweder $x < y$ oder $y < x$. Im Fall $x < y$ ist $f(x) <' f(y)$, und somit $f(x) \neq f(y)$. Im Fall $y < x$ ist $f(y) <' f(x)$, und somit ebenfalls $f(x) \neq f(y)$. \square

Satz 3.30. Seien (M, \leq) , (M', \leq') totalgeordnete Mengen. Ist $f: M \rightarrow M'$ streng monoton steigend (fallend) und surjektiv, so ist f bijektiv und f^{-1} ebenfalls streng monoton steigend (fallend).

Beweis. Laut Satz 3.29 ist f bijektiv. Wir betrachten die Kontraposition,

$$(x <' y \Rightarrow f^{-1}(x) < f^{-1}(y)) \Leftrightarrow (f^{-1}(y) \leq f^{-1}(x) \Rightarrow y \leq' x).$$

Es gelte $f^{-1}(y) \leq f^{-1}(x)$. Weil f streng monoton steigend ist, gilt $f(f^{-1}(y)) \leq' f(f^{-1}(x))$, ergo $y \leq' x$. Für fallende Abbildungen verläuft der Beweis analog. \square

Beispiel. Wir wollen die reelle Funktion $f: \mathbb{R}_{\geq 0} \rightarrow \mathbb{R}_{\geq 0}$ mit $f(x) := x^2$ als injektiv wissen. Hierfür wird

$$x \geq 0, x < y \vdash x^2 < y^2$$

gezeigt. Aus $0 \leq x$ und $x < y$ erhält man zunächst $y > 0$. Multipliziert man $x < y$ nun beidseitig mit y , gelangt man zu $xy < y^2$. Im Fall $x = 0$ ist $x^2 = 0$ und $xy = 0$, ergo $x^2 < y^2$. Im Fall $x > 0$ multipliziert man $x < y$ beidseitig mit x und erhält $x^2 < xy$. Per Transitivität findet sich ebenfalls $x^2 < y^2$.

Die Antwort auf die Frage, ob f surjektiv ist, vermittelt der Zwischenwertsatz. Hierfür ist zunächst der Begriff der stetigen Funktion zu erklären. So wie es scheint, sind streng genommen bereits Mittel der Analysis erforderlich, um einfache algebraische Problemstellungen lösen zu können. Es geht ja am Ende zumal darum, die beidseitige Anwendung von f als Äquivalenzumformung einer Gleichung oder einer Ungleichung zu erkennen.

Satz 3.31. Seien (M, \leq) , (M', \leq') totalgeordnete Mengen. Ist $f: M \rightarrow M'$ streng monoton steigend, so gelten die Äquivalenzen

$$x < y \Leftrightarrow f(x) < f(y),$$

$$x \leq y \Leftrightarrow f(x) \leq f(y).$$

Beweis. Laut Satz 3.30 ist die Einschränkung $g: M \rightarrow f(M)$ mit $g(x) := f(x)$ bijektiv und g^{-1} streng monoton steigend. Aus $f(x) < f(y)$ folgt somit $x = g^{-1}(f(x)) < g^{-1}(f(y)) = y$, also $x < y$. Aus $f(x) \leq f(y)$ folgt entsprechend $x = g^{-1}(f(x)) \leq g^{-1}(f(y)) = y$, also $x \leq y$. \square

3.4. Kardinalzahlen

3.4.1. Gleichmächtigkeit

Definition 3.33 (Gleichmächtigkeit).

Zwei Mengen seien *gleichmächtig*, wenn zwischen diesen mindestens eine Bijektion existiert.

Die Aussage » A ist gleichmächtig zu B « notiert man kurz $|A| = |B|$.

Fast trivial ist, dass es sich bei der Gleichmächtigkeit um eine Äquivalenzrelation handelt. Seien dazu A, B, C beliebig. Eine Bijektion $A \rightarrow A$ liefert die identische Abbildung, womit Reflexivität besteht. Liegt eine Bijektion $A \rightarrow B$ vor, so auch ihre bijektive Umkehrabbildung $B \rightarrow A$, womit Symmetrie besteht. Schließlich ist die Verkettung einer Bijektion $A \rightarrow B$ mit einer Bijektion $B \rightarrow C$ ebenfalls bijektiv, womit Transitivität besteht.

Die kontraintuitive Eigenart des Unendlichen wird gerne am *hilbertschen Hotel* veranschaulicht. Es handelt sich um ein Hotel mit unendlich vielen Zimmern, die mit den positiven ganzen Zahlen nummeriert sind. Anders als ein endliches, kann es auch dann weitere Gäste aufnehmen, wenn es bereits voll belegt ist.

Die Zimmer im hilbertschen Hotel seien mit 1, 2, 3 usw. nummeriert und gänzlich jeweils mit einem Gast belegt. Nun kommt ein neuer Gast mit der Nummer 0 hinzu. Um auch ihn im Hotel unterbringen zu können, wechselt jeder Gast in das nächste Zimmer. Formal handelt es sich um die Zuordnung

$$f: \mathbb{Z}_{\geq 0} \rightarrow \mathbb{Z}_{\geq 1}, \quad f(n) := n + 1.$$

Hierbei kommt es, begründet durch die Endlosigkeit des Hotels, nie zu einer Komplikation. Es gibt kein letztes Zimmer, dessen Gast nun mangels freiem Zimmer im Flur stünde. Die Funktion f ist ersichtlich bijektiv, denn *jedes* Zimmer des Hotels wird belegt, und zwar von *nicht mehr als einem* Gast. Das bedeutet aber, dass die nichtnegativen ganzen Zahlen, obwohl sie ein weiteres Element enthalten, zu den positiven ganzen Zahlen gleichmächtig sind.

Allgemeiner kann auf diese Weise jede endliche Zahl weiterer Gäste im Hotel untergebracht werden. *Die Mächtigkeit einer abgezählten unendlichen Menge erhöht sich nicht durch die Hinzunahme einer endlichen Zahl weiterer Elemente.*

3.4.2. Kardinalzahlarithmetik

Satz 3.32. Die Addition $|A| + |B| := |A \cup B|$ ist für $A \cap B = \emptyset$ wohldefiniert.

Beweis. Zu zeigen ist, dass das Ergebnis nicht von der Wahl der Repräsentanten A, B abhängt. Das heißt, es ist zu zeigen, dass $|A \cup B| = |A' \cup B'|$ aus $|A| = |A'|$

und $|B| = |B'|$ mit $A' \cap B' = \emptyset$ folgt. Nach Voraussetzung existieren Bijektionen $f_1: A \rightarrow A'$ und $f_2: B \rightarrow B'$. Wie bei der Summe, dem algebraischen Datentyp zur disjunkten Vereinigung, konstruiert man eine Fallunterscheidung

$$f: A \cup B \rightarrow A' \cup B', \quad f(x) := \begin{cases} f_1(x) & \text{für } x \in A, \\ f_2(x) & \text{für } x \in B. \end{cases}$$

Die Abbildung f ist injektiv. Sei dazu y ein beliebiges Bild. Weil A', B' disjunkt sind, ist entweder $y \in A'$, womit

$$f(x_1) = f(x_2) = y \in A' \Rightarrow y = f_1(x_1) = f_1(x_2) \Rightarrow x_1 = x_2,$$

oder $y \in B'$, womit

$$f(x_1) = f(x_2) = y \in B' \Rightarrow y = f_2(x_1) = f_2(x_2) \Rightarrow x_1 = x_2.$$

Zusammengefasst folgt $x_1 = x_2$ aus $f(x_1) = f(x_2)$.

Auch ist f surjektiv. Sei dazu y ein beliebiges Element der Zielmenge. Weil A', B' disjunkt sind, ist entweder $y \in A'$, womit ein x mit $y = f_1(x)$ vorliegt, oder $y \in B'$, womit ein x mit $y = f_2(x)$ vorliegt. Zusammengefasst existiert zu jedem $y \in A' \cup B'$ ein x mit $y = f(x)$. \square

Satz 3.33. Die Multiplikation $|A| \cdot |B| := |A \times B|$ ist wohldefiniert.

Beweis. Zu zeigen ist, dass $|A \times B| = |A' \times B'|$ aus $|A| = |A'|$ und $|B| = |B'|$ folgt. Nach Voraussetzung existieren Bijektionen $f_1: A \rightarrow A'$ und $f_2: B \rightarrow B'$. Man konstruiert mit ihnen die Bijektion

$$f: A \times B \rightarrow A' \times B', \quad f(a, b) := (f_1(a), f_2(b)).$$

Sie ist injektiv, denn für alle Paare $(a_1, b_1), (a_2, b_2) \in A \times B$ gilt

$$\begin{aligned} f(a_1, b_1) = f(a_2, b_2) &\Leftrightarrow (f_1(a_1), f_2(b_1)) = (f_1(a_2), f_2(b_2)) \\ &\Leftrightarrow f_1(a_1) = f_1(a_2) \wedge f_2(b_1) = f_2(b_2) \\ &\Leftrightarrow a_1 = a_2 \wedge b_1 = b_2 \Leftrightarrow (a_1, b_1) = (a_2, b_2). \end{aligned}$$

Sie ist auch surjektiv. Sei dazu $(a', b') \in A' \times B'$ beliebig. Wegen $a' \in A'$ existiert ein a mit $a' = f_1(a)$. Wegen $b' \in B'$ existiert ein b mit $b' = f_2(b)$. Laut Konstruktion liegt mit (a, b) somit ein Zeuge für $(a', b') = f(a, b)$ vor. \square

Satz 3.34. Die Potenzierung $|B|^{|A|} := |B^A|$ ist wohldefiniert.

Beweis. Zu zeigen gilt, dass $\text{Abb}(A, B) = \text{Abb}(A', B')$ aus $|A| = |A'|$ und $|B| = |B'|$ folgt, wobei wir $\text{Abb}(A, B)$ statt B^A schreiben. Nach Voraussetzung existieren Bijektionen $f_1: A \rightarrow A'$ und $f_2: B \rightarrow B'$. Man konstruiert mit ihnen die Bijektion

$$F: \text{Abb}(A, B) \rightarrow \text{Abb}(A', B'), \quad F(f) := f_2 \circ f \circ f_1^{-1}.$$

Sie ist injektiv, weil

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

Die letzte Umformung gilt, weil Bijektionen ja linkskürzbar und rechtskürzbar sind.

Sie ist auch surjektiv. Dazu ist zu jedem f' ein Zeuge f für $f' = F(f)$ gesucht. Man darf $f := f_2^{-1} \circ f' \circ f_1$ setzen, denn

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

3.4.3. Der Satz von Cantor

Satz 3.35. Es sei X eine beliebige Menge. Ihre Potenzmenge $\mathcal{P}(X)$ ist zur Menge $\text{Abb}(X, \{0, 1\})$ der binärwertigen Abbildungen gleichmächtig.

Beweis. Jede Menge $A \subseteq X$ wird kodiert durch ihre Indikatorfunktion

$$1_A: X \rightarrow \{0, 1\}, \quad 1_A(x) := [x \in A] = \begin{cases} 1, & \text{wenn } x \in A, \\ 0, & \text{wenn } x \notin A. \end{cases}$$

Sie vermitteln die kanonische Bijektion

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

Zur Injektivität. Def. 3.17 verlangt die Bestätigung von

$$\varphi(A) = \varphi(B) \Rightarrow A = B, \quad \text{das heißt } 1_A = 1_B \Rightarrow A = B.$$

Die linke Seite entfaltet sich damit, dass zwei Abbildungen genau dann gleich sind, wenn sie in jedem ihrer Funktionswerte übereinstimmen. Die rechte Seite gewinnt man per Extensionalität, das ist Axiom 3.1. Dies führt zu

$$(\forall x: 1_A(x) = 1_B(x)) \Rightarrow (\forall x: x \in A \Leftrightarrow x \in B).$$

Die Aussage stimmt, denn man darf umformen

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

Zur Surjektivität. Es ist hierfür zu prüfen, dass $\text{Abb}(X, \{0, 1\})$ eine Teilmenge der Bildmenge $\varphi(\mathcal{P}(X))$ ist. Entfaltung von Def. 3.2 und Def. 3.13 führt zu

$$\forall f: \left(f \in \text{Abb}(X, \{0, 1\}) \Rightarrow \exists A \in \mathcal{P}(X): f = \varphi(A) \right).$$

Dem Existenzquantor genügt die »Einsfaser«

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

Es gilt $f = 1_A$, denn

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

Eine Teilmenge wird durch ihre Indikatorfunktion charakterisiert. Stellen wir uns beispielsweise einen gedrückten Akkord als Teilmenge einer Klaviatur vor. Die Indikatorfunktion ist hier eine endliche Folge, entspricht also einem Tupel, welches genau in den gedrückten Tasten den Wert 1 besitzt. Das Tupel ist zwar nicht der Akkord selbst, kodiert aber genau die Information des Akkords.

Satz 3.36 (Satz von Cantor).

Jede Menge ist weniger mächtig als ihre Potenzmenge.

Beweis. Sei X eine Menge. Zu zeigen ist $|X| < |\mathcal{P}(X)|$. Mit $x \mapsto \{x\}$ liegt unschwer Einsichtig eine Injektion $X \rightarrow \mathcal{P}(X)$ vor, denn aus $\{x\} = \{x'\}$ folgt $x = x'$.

Die Widerlegung der Existenz einer Surjektion $f: X \rightarrow \mathcal{P}(X)$ klärt uns nun darüber auf, dass erst recht keine Bijektion bestehen kann. Man erreicht dies nach Cantor durch das Diagonalargument zweiter Art. Hierfür definiert man die Diagonalmenge

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

Als Aussonderung aus X ist D eine Teilmenge von X , also ein Element von $\mathcal{P}(X)$. Weil f als surjektiv angenommen wird, muss $D \in f(X)$ sein. Das heißt, es muss ein $x \in X$ mit $D = f(x)$ vorliegen. Weil es sich dabei um eine Gleichheit zwischen Mengen handelt, ist insbesondere $x \in D$ äquivalent zu $x \in f(x)$. Laut der Definition von D ist $x \in D$ andererseits, weil $x \in X$ vorliegt, äquivalent zu $x \notin f(x)$. Summa summarum besteht die widersprüchliche Äquivalenz

$$x \in f(x) \Leftrightarrow x \notin f(x). \square$$

Hierneben gibt es auch noch die folgende speziellere Formulierung des Sachverhaltes. Es ist \mathbb{N} weniger mächtig als $\{0, 1\}^{\mathbb{N}}$. Angenommen, es wäre $f: \mathbb{N} \rightarrow \{0, 1\}^{\mathbb{N}}$ eine Abzählung. Sie ordnet jeder natürlichen Zahl n eine Binärfolge

$$(f(n)_0, f(n)_1, f(n)_2, \dots)$$

zu. Nun kann man allerdings eine weitere Binärfolge konstruieren, die sich von allen anderen unterscheidet, im Widerspruch zur Annahme, f würde alle Binärfolgen abzählen. Dies geschieht wieder per Cantors Diagonalargument zweiter Art. Man definiert dafür die Folge

$$d: \mathbb{N} \rightarrow \{0, 1\}, \quad d_n := 1 - f(n)_n.$$

Listet man die Folgen tabellarisch auf, je Zeile eine Folge, handelt es sich bei (d_n) um die negierte Diagonale, womit sie sich von jeder Folge der Abzählung mindestens in dieser unterscheiden muss.

Zu klären verbleibt, wie die allgemeine Form des Beweises mit der speziellen zusammenhängt. Hierfür erinnern wir uns, dass zu jeder Teilmenge von \mathbb{N} in natürlicher Weise genau eine Indikatorfunktion gehört, womit eine Bijektion zwischen $\mathcal{P}(\mathbb{N})$ und $\{0, 1\}^{\mathbb{N}}$ hergestellt wird. Diese Indikatorfunktionen sind nichts anderes als die Binärfolgen. Demnach konstituiert

$$D := \{n \in \mathbb{N} \mid f(n)_n = 0\}$$

die analoge Beschreibung der Diagonalmenge. Wäre f surjektiv, gäbe es ein n mit $1_D = f(n)$, womit insbesondere $1_D(n) = f(n)_n$ wäre. Demnach ist $f(n)_n = 1$ äquivalent zu $1_D(n) = 1$, was $n \in D$ heißt, also $f(n)_n = 0$. Die widersprüchliche Äquivalenz gestaltet sich nun also als

$$f(n)_n = 1 \Leftrightarrow f(n)_n = 0.$$

Die letztendliche Klärung liefert die Rechnung

$$1_D(n) = [f(n)_n = 0] = [\neg f(n)_n = 1] = 1 - [f(n)_n = 1] = 1 - f(n)_n = d_n.$$

Kurzum ist $1_D = d$. Die Folge der negierten diagonalen Bits entpuppt sich als Indikatorfunktion der Diagonalmenge.

Man kann sich so eine Binärfolge als einen Pfad eines unendlich großen Binärbaums vorstellen. Von jedem Knoten gehen zwei Zweige aus, wobei das jeweilige Bit der Binärfolge kodiert, welcher der Zweige zu beschreiten ist. Das Abzählbare stellt man sich vor wie eine unendliche Reihe von Straßenlaternen, die man alle

auf einmal betrachtet. Die Potenzmenge des Abzählbaren dagegen wie die Blätter des Baums, von denen jedes in den unendlich vielen Schritten des Durchschreitens seiner kodierenden Binärfolge erreicht würde.

Ähnlich wie das hilbertsche Hotel besitzt so ein Baum die kontraintuitive Eigenschaft, dass jeder seiner Teilbäume genau so viele Blätter kodiert wie der gesamte Baum.

Die bisher gemachten Feststellungen sind schließlich als Folgerungen eines allgemeinen Satzes darstellbar, dessen Formulierung zunächst auf Mengen beschränkt bleiben soll. Für die allgemeine Fassung müssten wir zunächst die Begrifflichkeiten der Kategorientheorie einführen, was an dieser Stelle aber den Rahmen sprengen würde.

Satz 3.37 (Fixpunktsatz von Lawvere für Mengen).

Existiert eine Surjektion $X \rightarrow \text{Abb}(X, Y)$, muss jede Abbildung $Y \rightarrow Y$ mindestens einen Fixpunkt besitzen.

Beweis. Es sei $\varphi: Y \rightarrow Y$ beliebig. Laut Voraussetzung existiert eine Surjektion $f: X \rightarrow \text{Abb}(X, Y)$. Man setzt

$$d: X \rightarrow Y, \quad d(x) := \varphi(f(x)(x)).$$

Weil f surjektiv ist, existiert ein $a \in X$ mit $f(a) = d$. Es ist mit $y_a := f(a)(a)$ ein Fixpunkt gefunden, denn

$$\varphi(y_a) = \varphi(f(a)(a)) = d(a) = f(a)(a) = y_a. \quad \square$$

Für $|Y| \geq 2$ kann man immer eine Abbildung ohne Fixpunkt finden. Speziell für $X := \mathbb{N}$ und $Y := \{0, 1\}$ findet sich $\varphi(y) := 1 - y$, womit d zu der zuvor diskutierten negierten Diagonale wird.

Ein weiteres Beispiel. Es sei $X = V_\alpha$ eine Menge der Von-Neumann-Hierarchie und $Y := \{0, 1\}$. Die Abbildung

$$f: X \rightarrow \text{Abb}(X, Y), \quad f(x)(u) := (u \in x)$$

ordnet jeder Menge x ihr Prädikat $P = f(x)$ zu, so dass sie umgekehrt als

$$x = \{u \in X \mid P(u)\}$$

beschrieben ist, da f injektiv ist, denn es gilt $(x \in X \Rightarrow x \subseteq X)$ und daraufhin

$$f(x) = f(x') \Leftrightarrow (\forall u: (u \in x) = (u \in x')) \Leftrightarrow x = x'$$

gemäß dem Prinzip der Extensionalität, das die Gleichheit von Mengen definiert. Angenommen, f wäre surjektiv, das heißt, jedes Prädikat beschreibe eine Menge. Dann hätte jede boolesche Funktion $\varphi: Y \rightarrow Y$ einen Fixpunkt. Aber die Verneinung $\varphi(y) := \neg y$ besitzt keinen Fixpunkt. Das heißt, es existiert keine Menge $a \in X$, die die Gleichung

$$f(a)(a) = \varphi(f(a)(a)), \Leftrightarrow (a \in a) = (a \notin a),$$

erfüllt. Wir haben hier eine gewisse Abart der russellschen Antinomie in leichter Umformulierung. Die Diagonalmenge $D = \{x \in X \mid d(x)\}$ entspricht hierbei der russellschen Klasse. Demnach muss $D \notin X$ gelten.

3.4.4. Abgrenzung vom Endlichen

Weil unendliche Mengen in bestimmten Aspekten anderen Gesetzmäßigkeiten unterworfen sind als endliche, mag es zuträglich sein, näher in Erfahrung zu bringen, wodurch unendliche Mengen als solche charakterisiert sind. Außerdem scheint das Konzept von Unendlichkeit für die Philosophie bedeutsam.

Wir wollen die natürlichen Zahlen im Folgenden als endliche Ordinalzahlen betrachten. Es sei also $0 := \emptyset$ und der Nachfolger von n festgelegt als $S(n) := n \cup \{n\}$, so dass $S(n) = n + 1$. Man notiert diesbezüglich auch ω statt \mathbb{N} für die Menge der natürlichen Zahlen.

Reflexion über die Endlichkeit führt uns ja zu der Vorstellung, dass jede natürliche Zahl endlich ist bzw. die endliche Zahl ihrer Vorgänger beschreibt, und weiter, dass keine endliche Menge existiert, zu der nicht eine natürliche Anzahl gehört. Wir wollen den Begriff *endlich* daher mit dieser Idee belegen. Darin muss man aber nicht unbedingt eine philosophische Klärung über die Grundwahrheit des Unendlichen sehen. Wer hielte uns davon ab, nach Belieben alternative Endlichkeitsbegriffe zur ersinnen? Zur Schaffung von Klarheit sollten alternative Konzepte aber mit eigenen Bezeichnungen versehen werden.

Es verbleibt lediglich die leichte Aufgabe, die gewöhnliche Vorstellung von der Endlichkeit mit dem Begriff der Gleichmächtigkeit zu verbinden. Dies schafft die

Definition 3.34. Eine Menge A heißt *endlich*, wenn sie gleichmächtig zu einer endlichen Ordinalzahl ist.

Zu einer endlichen Ordinalzahl $n \in \omega$ schafft eine Bijektion $f: n \rightarrow A$ schlicht eine Auflistung der Elemente von A in einer bestimmten Reihenfolge. Der Abbildung f entspricht insofern das Tupel

$$(f(i))_{i \in n} = (f(0), f(1), \dots, f(n-1)).$$

Obgleich zwischen Kardinalzahlen und Ordinalzahlen ein Unterschied besteht, fallen diese beiden Begriffe im Endlichen zusammen. Darin liegt gewissermaßen begründet, dass hier *gleichmächtig zu einer endlichen Ordinalzahl* statt *gleichmächtig zu einer endlichen Kardinalzahl* geschrieben stehen darf.

Richard Dedekind gab in *Was sind und was sollen die Zahlen?* eine alternative Abgrenzung der Unendlichkeit, die ohne den Rückgriff auf die endlichen Ordinalzahlen auskommt. Er schrieb, »Ein System S heißt *unendlich*, wenn es einem echten Teile seiner selbst ähnlich ist; im entgegengesetzten Falle heißt S ein *endliches* System.« In moderner Sprache nutzt man die Bezeichnungen *Menge* statt *System* und *gleichmächtig* statt *ähnlich*.

Wir geben das Konzept in leicht abgewandelter Form wieder und stellen den Bezug zur ursprünglichen Formulierung her.

Definition 3.35 (Dedekind-Unendlichkeit).

Eine Menge heißt *unendlich*, wenn eine auf ihr definierte injektive Selbstabbildung existiert, die nicht surjektiv ist.

Eine Menge ist hiernach unendlich, wenn sie im Prinzip als hilbertsches Hotel fungieren kann, – nennen wir es zur Unterscheidung Grand Hotel. Dessen Zimmer brauchen nicht mehr unbedingt in einer bestimmten Reihenfolge nummeriert sein. Wichtig ist nur noch, dass eine Umverlegung der Gäste existiert, so dass jedes Zimmer mit nicht mehr als einem Gast belegt wird und danach mindestens ein freies Zimmer übrig bleibt.

Ein wenig umformuliert gilt eine Menge genau dann als unendlich, wenn sie höchstens so mächtig ist, wie eine echte Teilmenge ihrer. Das heißt, es gilt der

Satz 3.38. Eine Menge A ist genau dann unendlich, wenn eine echte Teilmenge B von A mit $|A| \leq |B|$ existiert.

Beweis. Sei A unendlich, dann liegt eine Injektion $f: A \rightarrow A$ vor, die nicht surjektiv ist. Wir setzen $B := f(A)$ und wählen die Einschränkung $f: A \rightarrow f(A)$.

Sei umgekehrt $|A| \leq |B|$, womit eine Injektion $g: A \rightarrow B$ existiert. Wegen $B \subset A$ ist die Inklusionsabbildung $i: B \rightarrow A$ mit $i(x) := x$ injektiv, aber nicht surjektiv. Ergo ist $i \circ g: A \rightarrow A$ injektiv, aber nicht surjektiv. \square

Beispiel. Die Menge der natürlichen Zahlen ist unendlich, denn $\mathbb{N} \setminus \{0\}$ ist eine echte Teilmenge von \mathbb{N} und $f: \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{N} \setminus \{0\}$ mit $f(n) := n + 1$ ist injektiv.

Es ist aber nicht wichtig, ob man die Existenz einer Injektion oder einer Bijektion fordert, denn es gilt der

Satz 3.39. Eine Menge A ist genau dann unendlich, wenn eine echte Teilmenge B von A mit $|A| = |B|$ existiert.

Beweis. Es liege $B \subset A$ mit $|A| = |B|$ vor. Weil eine Bijektion auch eine Injektion ist, folgt direkt $|A| \leq |B|$, womit A unendlich ist.

Umgekehrt liege $B \subset A$ mit $|A| \leq |B|$ vor. Mit $B \subset A$ existiert die Inklusionsabbildung $i: B \rightarrow A$ mit $i(x) := x$, die injektiv ist, womit $|B| \leq |A|$ gelten muss. Mit dem Satz von Cantor-Bernstein folgt somit $|A| = |B|$. \square

Weiterhin ist die Unendlichkeit einer Menge auch dadurch charakterisierbar, dass man ihre Elemente in eine endlose Abfolge bringen kann, wenngleich die Menge dabei unvollständig abgezählt bleibt. Genauer ausgedrückt gilt der

Satz 3.40. Eine Menge A ist genau dann unendlich, wenn eine Injektion $g: \mathbb{N} \rightarrow A$ existiert, – sich die natürlichen Zahlen also in A einbetten lassen.

Beweis. Sei A unendlich. Dann existiert eine Injektion $f: A \rightarrow A$ und ein Element $x \in A$ mit $x \notin f(A)$. Wir definieren g rekursiv durch $g(0) := x$ und $g(n+1) := f(g(n))$. Angenommen, g wäre nicht injektiv. Dann wäre zu einem n ein $k \geq 1$ vorhanden mit $g(n) = g(n+k)$. Mit $g(n) = f^n(x)$ lässt sich diese Gleichung umformulieren zu $f^n(x) = f^{n+k}(x) = f^n(f^k(x))$. Weil Verkettungen von Injektionen ebenfalls injektiv sind, muss f^n injektiv und somit linkskürzbar sein, womit man $x = f^k(x)$ erhält. Wegen $k \geq 1$ gibt es $y := f^{k-1}(x)$, so dass $x = f(y)$, im Widerspruch dazu, dass x nicht im Bild von f liegt. Somit muss g injektiv sein.

Umgekehrt liege die Injektion g vor. Man kann A in $g(\mathbb{N})$ und $A \setminus g(\mathbb{N})$ zerlegen. Diesbezüglich wird die Abbildung

$$f: A \rightarrow A, \quad f(x) := \begin{cases} g(g^{-1}(x) + 1), & \text{wenn } x \in g(\mathbb{N}), \\ x, & \text{wenn } x \in A \setminus g(\mathbb{N}) \end{cases}$$

definiert. Die Punkte auf $g(\mathbb{N})$ werden also als hilbertsches Hotel betrachtet, deren Gäste um ein Zimmer verlegt werden, wogegen Gäste auf Punkten außerhalb $g(\mathbb{N})$ auf ihren Zimmern verbleiben. Nach dieser Bauart ist f injektiv, aber $g(0) \notin f(A)$. Somit ist A definitionsgemäß unendlich. \square

Satz 3.41. Es seien a, b endliche Ordinalzahlen. Sind a, b gleichmächtig, muss $a = b$ sein.

Beweis. Induktion über a . Im Anfang $a = 0$ muss $b = 0$ gelten, denn andernfalls könnte nicht einmal eine Surjektion $a \rightarrow b$ existieren. Es liege nun eine Bijektion

$f: S(a) \rightarrow b$ mit $S(a) = a + 1$ vor. Weil $S(a)$ mindestens ein Element enthält, muss $b \neq 0$ sein, denn jedes Element von $S(a)$ bekommt durch f ein Element in b zugeordnet. Also existiert c mit $b = S(c)$. Es sei $g: b \rightarrow b$ die Transposition von $f(a) \in b$ und $c \in b$, also die Permutation, die $f(a)$ mit c vertauscht, aber alle anderen Elemente fix lässt. Sollten $f(a)$ und c übereinstimmen, ist g keine echte Transposition, sondern die identische Abbildung. Es gilt nun $g \circ f: S(a) \rightarrow b$ und $(g \circ f)(a) = c$. Die Einschränkung $(g \circ f) \setminus \{(a, c)\}$ ist eine Bijektion $a \rightarrow c$, womit $a = c$ nach Induktionsvoraussetzung gilt. Ergo gilt $S(a) = S(c)$, also $S(a) = b$. \square

Definition 3.36. Die Kardinalität einer endlichen Menge A , geschrieben $|A|$, ist die Ordinalzahl n , so dass A und n gleichmächtig sind.

Gemäß Voraussetzung der Endlichkeit existiert diese Kardinalität. Mit der Symmetrie und Transitivität der Gleichmächtigkeit in Verbindung mit Satz 3.41 ist sie zudem eindeutig bestimmt.

Satz 3.42. Seien A, B endlich und gleichmächtig. Ist $f: A \rightarrow B$ injektiv, muss f bereits bijektiv sein.

Beweis. Induktion über die Kardinalität $n := |A|$. Im Anfang $n = 0$ muss $A = \emptyset$ und $B = \emptyset$ sein. Die leere Abbildung ist die einzige Abbildung $\emptyset \rightarrow \emptyset$, die, wie man unschwer nachrechnet, injektiv und surjektiv ist.

Sei nun $n \neq 0$. Dann müssen A, B von der Form $A = X \cup \{x\}$ und $B = Y \cup \{y\}$ mit $x \notin X$ und $y \notin Y$ sein, wobei speziell $y = f(x)$ sein darf. Weil f injektiv ist, liegt die Einschränkung $f \setminus \{(x, y)\}$ zudem als Abbildung $X \rightarrow Y$ vor. Weil auch sie injektiv ist, muss sie gemäß Induktionsvoraussetzung bijektiv sein. Damit gibt es zu jedem $v \neq y$ ein $u \in X$, also $u \in A$ mit $v = f(u)$. Und zu y gibt es ja $x \in A$ mit $y = f(x)$, womit f surjektiv ist. \square

Wir wollen uns nun davon überzeugen, dass die Charakterisierung des Unendlichen mit der Verneinung des Endlichen übereinstimmt.

Satz 3.43. Eine Menge ist genau dann unendlich, wenn sie nicht endlich ist.

Beweis. Sei A endlich. Angenommen, A wäre unendlich, dann wäre eine Injektion $f: A \rightarrow A$ vorhanden, die nicht surjektiv ist. Aber laut Satz 3.42 muss f bijektiv sein. In Kontraposition ist jede unendliche Menge somit nicht endlich.

Umgekehrt sei A nicht endlich und F eine Auswahlfunktion. Wir setzen

$$g: \mathbb{N} \rightarrow A, \quad g(n) := F(A_n), \quad A_0 := A, \quad A_{n+1} := A_n \setminus \{g(n)\}.$$

Damit g wohldefiniert ist, muss jedes A_n nichtleer sein. Dies ist leicht einzusehen. Bei Entfernung eines einzelnen Elements verbleibt eine nicht endliche Menge nicht endlich. Wäre A_n leer, wäre sie aber endlich. Nach Konstruktion ist g injektiv, also eine Einbettung der natürlichen Zahlen. Somit muss A unendlich sein. \square

3.5. Induktive Mengen

3.5.1. Modellierung der natürlichen Zahlen

Wir wollen uns nun eingehender mit dem Wesen der Mengen beschäftigen, über die die Induktion verläuft. Der Leser mag diesen Abschnitt beim ersten Lesen überspringen.

Als Grundmenge werde die Menge der reellen Zahlen gewählt. Die Basis sei die Einermenge $B = \{0\}$ und die einzige Produktionsregel sei die Nachfolgerabbildung $S(n) := n + 1$. Die Menge der induktiven Mengen definieren wir als

$$\mathcal{A} := \{A \subseteq \mathbb{R} \mid B \subseteq A \wedge \forall n \in A: S(n) \in A\}.$$

In Worten enthält sie alle Mengen, die die Basis als Untermenge haben und bezüglich der Nachfolgerabbildung abgeschlossen sind.

Wir definieren die natürlichen Zahlen als die Schnittmenge

$$\mathbb{N} := \bigcap \mathcal{A}.$$

Aufgrund von Satz 3.28 ist \mathbb{N} das Infimum der induktiven Mengen. Wir zeigen nun, dass \mathbb{N} selbst eine der induktiven Mengen ist, womit sie das Minimum, die kleinste induktive Menge sein muss. Das bedeutet, jede andere induktive Menge muss eine Obermenge von \mathbb{N} sein.

Satz 3.44. Es ist $\mathbb{N} \in \mathcal{A}$.

Beweis. Der Beweis ist abermals rein technischer Natur. Die Aussage $\mathbb{N} \in \mathcal{A}$ wird zunächst bezüglich der Definition von \mathcal{A} entfaltet, das bringt sie in die Form

$$B \subseteq \mathbb{N} \wedge \forall n \in \mathbb{N}: S(n) \in \mathbb{N}.$$

Erste Aussage der Konjunktion. Entfaltung von $B \subseteq \mathbb{N}$ führt zu

$$\forall n: n \in B \Rightarrow \forall A \in \mathcal{A}: n \in A.$$

Mit $A \in \mathcal{A}$ ist $B \subseteq A$, somit ist mit $n \in B$ auch $n \in A$.

Entfaltung der zweiten Aussage der Konjunktion führt zu

$$\forall n: (\forall A \in \mathcal{A}: n \in A) \Rightarrow (\forall A \in \mathcal{A}: S(n) \in A),$$

die via

$$(\forall A \in \mathcal{A}: n \in A), A \in \mathcal{A} \vdash S(n) \in A.$$

bewiesen wird. Mit $A \in \mathcal{A}$ erhält man zum einen $n \in A$ und laut Definition von \mathcal{A} zum anderen $\forall n \in A: S(n) \in A$. Mit $n \in A$ folgt also $S(n) \in A$. \square

Aus der Beschreibung als Schnitt geht in der Tat hervor, dass das Prinzip der Induktion der Menge der natürlichen Zahlen innewohnt. Wir arbeiten es folgenderweise heraus. Es sei $A \subseteq \mathbb{N}$. Es sei außerdem gezeigt worden, dass A induktiv ist. Allgemein folgt aber $\bigcap \mathcal{A} \subseteq A$ aus $A \in \bigcap \mathcal{A}$. Weil ja \mathbb{N} der Schnitt aller induktiven Mengen ist, muss also $\mathbb{N} \subseteq A$ gelten, und damit $A = \mathbb{N}$. Zusammengefasst gilt

$$0 \in A \wedge (\forall n \in A: S(n) \in A) \Rightarrow A = \mathbb{N},$$

was aber nichts anderes als das Schema der Induktion ist. Das heißt, wir haben das Schema der Induktion aus der Definition von \mathbb{N} abgeleitet.

Bislang wurden die natürlichen Zahlen mithilfe der reellen Zahlen beschrieben, die ihrerseits ein Gebilde komplizierter Art sind. Es ist aber auch machbar, die induktiven Mengen in kurzen Zügen mit den elementaren Mitteln der Mengenlehre zu modellieren. Wir definieren hierbei die Null als die leere Menge und die Nachfolgerabbildung als

$$S(n) := n \cup \{n\}.$$

Infolgedessen gilt

$$0 = \emptyset, \quad 1 = \{0\}, \quad 2 = \{0, 1\}, \quad 3 = \{0, 1, 2\}, \quad \text{usw.}$$

Nun definieren wir \mathbb{N} wieder als den Schnitt der induktiven Mengen, mit dem Unterschied, dass wir als Grundgesamtheit nicht die Potenzmenge der reellen Zahlen, sondern die Klasse aller Mengen wählen. Man spricht von der Modellierung der natürlichen Zahlen nach John von Neumann, der $S(\alpha) = \alpha \cup \{\alpha\}$ sogar allgemeiner als den Nachfolger einer Ordinalzahl α betrachtete.

Einige Logiker sehen die aufgezeigte Herangehensweise, \mathbb{N} als kleinste induktive Menge zu definieren, als problematisch an. Dies bedingt nämlich, dass die gesuchte Menge \mathbb{N} bereits im Mengensystem der induktiven Mengen enthalten ist. Wir haben es hier mit einer gewissen Art von Selbstbezüglichkeit zu tun, man spricht von einer *imprädikativen* Definition.

3.5.2. Der dedekindsche Rekursionssatz

Satz 3.45 (Rekursionssatz von Dedekind).

Zu einer X Menge seien $x_0 \in X$ und $\varphi: X \rightarrow X$ festgelegt. Es bezeichne $S(n) = n + 1$ die Nachfolgerabbildung. Die Funktionalgleichung

$$\forall n \in \mathbb{N}: f(S(n)) = \varphi(f(n))$$

besitzt zum Anfangswert $f(0) = x_0$ eine eindeutige Lösung $f: \mathbb{N} \rightarrow X$.

Beweis. Die Existenz bereitet gewisse Schwierigkeiten. Kümmern wir uns zunächst lieber um die Eindeutigkeit. Es seien f, g zwei Lösungen. Wir müssen zu $f = g$ gelangen, das heißt, $f(n) = g(n)$ für alle n . Induktion über n . Im Anfang ist $f(0) = x_0$ und $g(0) = x_0$, ergo $f(0) = g(0)$. Im Induktionsschritt ist $f(S(n)) = g(S(n))$ aus der Induktionsvoraussetzung $f(n) = g(n)$ zu folgern. Vermöge der Funktionalgleichung findet sich

$$f(S(n)) = \varphi(f(n)) = \varphi(g(n)) = g(S(n)).$$

Das war's schon. Zur Existenz betrachten wir das Mengensystem

$$\mathcal{A} := \{A \subseteq \mathbb{N} \times X \mid (0, x_0) \in A \wedge \forall (n, x) \in A: (S(n), \varphi(x)) \in A\}.$$

Es ist \mathcal{A} nichtleer, weil $\mathbb{N} \times X \in \mathcal{A}$ ist. Sei $G := \bigcap \mathcal{A}$. Man überzeugt sich von $G \in \mathcal{A}$, womit G die kleinste Menge des Systems sein muss. Wir bestätigen nun, dass G der Graph einer Abbildung $f: \mathbb{N} \rightarrow X$ sein muss. Dazu wird

$$\forall n \in \mathbb{N}: \exists! x \in X: (n, x) \in G$$

vermittels Induktion über n gezeigt. Im Anfang ist $(0, x_0) \in G$, weil das System nur aus solchen Mengen besteht. Angenommen, es gäbe noch ein weiteres $x'_0 \neq x_0$ mit $(0, x'_0) \in G$. Dann wäre $G \setminus \{(0, x'_0)\} \in \mathcal{A}$ im Widerspruch dazu, dass G die kleinste Menge ist. Nämlich gilt

$$\forall (m, x) \in G \setminus \{(0, x'_0)\}: (S(m), \varphi(x)) \in G \setminus \{(0, x'_0)\}$$

erfüllt, denn es ist $(S(m), \varphi(x)) \neq (0, x'_0)$ für jedes m wegen $0 \notin S(\mathbb{N})$.

Zum Schritt. Induktionsvoraussetzung ist die Existenz genau eines x mit $(n, x) \in G$. Wegen $G \in \mathcal{A}$ gilt somit auch $(S(n), \varphi(x)) \in G$. Angenommen, es gäbe ein weiteres $x' \neq \varphi(x)$ mit $(S(n), x') \in G$. Man setze $A := G \setminus \{(S(n), x')\}$. Es wäre nun $A \in \mathcal{A}$ im Widerspruch dazu, dass G die kleinste Menge ist. Nämlich gilt

$$(0, x_0) \in A \wedge \forall (m, u) \in A: (S(m), \varphi(u)) \in A.$$

Die erste Aussage muss stimmen, weil $(0, x_0)$ nicht $(S(n), x')$ sein kann, da $S(n) \neq 0$ für jedes n . Zur zweiten Aussage ist im Wesentlichen $(S(m), \varphi(u)) \neq (S(n), x')$ zu zeigen. Angenommen, $(S(m), \varphi(u)) = (S(n), x')$, das heißt, $S(m) = S(n)$ und $\varphi(u) = x'$. Weil S injektiv ist, müsste dann $m = n$ sein. Demnach müsste (n, x) mit (m, u) übereinstimmen, weil ja nach Voraussetzung x eindeutig bestimmt ist. Mit $x = u$ folgt daraufhin $\varphi(x) = \varphi(u)$. Aber aus $x' \neq \varphi(x)$ und $\varphi(u) = x'$ folgt $\varphi(x) \neq \varphi(u)$, was widersprüchlich ist.

Es darf G demzufolge als Graph einer Abbildung f gedeutet werden. Die Aussage $G \in \mathcal{A}$ bedeutet diesbezüglich nichts anderes als

$$f(0) = x_0 \wedge \forall n \in \mathbb{N}: f(S(n)) = \varphi(f(n)),$$

womit eine Lösung existiert. \square

Der letzte Teil des Beweises ist ein wenig haarig. Da findet ein Widerspruchsbeweis innerhalb eines Widerspruchsbeweises statt, und ich habe ein paar kleine Schritte ausgelassen, um die Darstellung nicht zu sehr mit Kleinkram aufzublähen.

Der Beweis soll zurückgehen auf [50], wobei die moderne Fassung in [51], [52] zu finden ist. Dedekind selbst bewies den Satz in [49]. Allerdings setzt er dabei die zuvor definierte Ordnung der natürlichen Zahlen voraus. Beschränkt man sich auf die Peano-Axiome allein, würde der Beweis zirkulär, sollte die Ordnung über die rekursiv festgelegte Addition definiert worden sein. Diese Problematik wird in [53] näher diskutiert.

3.5.3. Fixpunkteigenschaft kleinster induktiver Mengen

Zu einer Menge $A \subseteq G$ und Nachfolgerabbildung $S: G \rightarrow G$ sei

$$F(A) := \{0\} \cup S(A) = \{0\} \cup \{m \in G \mid \exists n \in A: m = S(n)\}.$$

Diesbezüglich finden sich einige Mengen A , die die Gleichung $F(A) = A$ erfüllen, also Fixpunkte der Abbildung F sind. Zum Beispiel ist dies $A := \mathbb{N}$, aber auch $A := \mathbb{Z}$, wobei die reellen Zahlen $G := \mathbb{R}$ als Grundmenge dienen sollen und $S(x) := x + 1$ zu jeder reellen Zahl x gesetzt wird.

Eine Menge A mit der Eigenschaft $F(A) \subseteq A$ bezeichnet man als *Präfixpunkt*. Tatsächlich ist eine Menge genau dann ein Präfixpunkt, wenn sie induktiv ist. Nämlich

findet sich die äquivalente Umformung

$$\begin{aligned}
m \in F(A) &\Rightarrow m \in A \\
&\Leftrightarrow (m = 0 \vee \exists n \in A: m = S(n)) \Rightarrow m \in A \\
&\Leftrightarrow \neg(m = 0 \vee \exists n \in A: m = S(n)) \vee m \in A \\
&\Leftrightarrow m \neq 0 \wedge (\forall n \in A: m \neq S(n)) \vee m \in A \\
&\Leftrightarrow (m \neq 0 \vee m \in A) \wedge (\forall n \in A: m \neq S(n) \vee m \in A) \\
&\Leftrightarrow (m = 0 \Rightarrow m \in A) \wedge (\forall n \in A: m = S(n) \Rightarrow m \in A) \\
&\Leftrightarrow 0 \in A \wedge \forall n \in A: S(n) \in A.
\end{aligned}$$

Demzufolge stimmt das System der Präfixpunkte mit dem System der induktiven Mengen überein. Mithin ist \mathbb{N} der kleinste Präfixpunkt

$$\mathbb{N} = \bigcap \{A \subseteq G \mid F(A) \subseteq A\}.$$

Ebenso ist \mathbb{N} der kleinste Fixpunkt, wie folgendermaßen ersichtlich wird. Hat man zwei beliebige Mengensysteme \mathcal{A}, \mathcal{B} mit $\mathcal{A} \subseteq \mathcal{B}$, so gilt $\bigcap \mathcal{B} \subseteq \bigcap \mathcal{A}$. Wir erinnern uns außerdem daran, dass die Schnittmenge eine untere Schranke ist, also $\bigcap \mathcal{A} \subseteq A$ für jedes $A \in \mathcal{A}$ gilt. Speziell gilt dies für

$$\mathcal{A} := \{A \mid F(A) = A\}, \quad \mathcal{B} := \{A \mid F(A) \subseteq A\}.$$

Mit $\mathbb{N} \in \mathcal{A}$ erhält man somit

$$\mathbb{N} = \bigcap \mathcal{B} \subseteq \bigcap \mathcal{A} \subseteq \mathbb{N}.$$

Ergo muss $\mathbb{N} = \bigcap \mathcal{A}$ sein, der kleinste Fixpunkt von F .

Liegt nun in allgemeiner Weise eine induktive Struktur mit Basismenge B und einer Menge Φ von Nachfolgerabbildungen vor, ist der Fortsetzungsschritt definiert gemäß

$$F(A) := B \cup \bigcup \{f(A^n) \mid (n, f) \in \Phi\}.$$

Auch in dieser allgemeinen Situation lässt sich analog nachrechnen, dass das System der Präfixpunkte mit dem System der induktiven Mengen übereinstimmt. Und es ergibt sich wieder, dass der kleinste Fixpunkt A mit dem kleinsten Präfixpunkt $X := \bigcap \mathcal{B}$ übereinstimmt. Es verbleibt dafür lediglich $X \in \mathcal{A}$, also $F(X) = X$ zu zeigen, da dann wieder das Argument $\bigcap \mathcal{A} \subseteq X$ greift. Da X Präfixpunkt ist, verbleibt nur noch $X \subseteq F(X)$ zu zeigen. Man rechnet zunächst nach, dass F eine bezüglich

der Inklusion monoton steigende Abbildung ist, das heißt, für beliebige Mengen A_1, A_2 gilt

$$A_1 \subseteq A_2 \Rightarrow F(A_1) \subseteq F(A_2).$$

Mithin folgt $F(F(X)) \subseteq F(X)$ aus $F(X) \subseteq X$. Das heißt aber, $F(X) \in \mathcal{B}$, womit $\bigcap \mathcal{B} \subseteq F(X)$, gelten muss, weil $\bigcap \mathcal{B}$ eine untere Schranke von \mathcal{B} ist. Mit Blick auf die Definition von X wird $X \subseteq F(X)$ nun schließlich ersichtlich.

Führt man Überlegungen dieser Art ganz abstrakt für Halbordnungen bzw. Verbände durch, gelangt man zum Fixpunktsatz von Knaster und Tarski. Dieser besagt, in einem vollständigen Verband bildet die Menge der Fixpunkte einer monoton steigenden Abbildung ebenfalls einen vollständigen Verband. Mithin existiert ein kleinster Fixpunkt.

Man kann sich den natürlichen Zahlen auch von unten nähern. Es gilt

$$F(\emptyset) = \{0\}, \quad F(F(\emptyset)) = \{0, 1\}, \quad F(F(F(\emptyset))) = \{0, 1, 2\}, \quad \text{usw.}$$

Man überlegt sich nun den Grenzwert

$$\mathbb{N} = \bigcup \{F^n(\emptyset) \mid n \in \mathbb{N}\}, \quad F^0(A) := A, \quad F^{n+1}(A) := F(F^n(A)).$$

Allerdings ist diese Beziehung wohl nicht zur Definition von \mathbb{N} nutzbar. Zum einen wäre sie zirkulär, da \mathbb{N} innerhalb der Definition vorkäme. Zum anderen ist die Iterierte F^n rekursiv definiert, wofür wir eigentlich einen Rekursionssatz benötigen, der \mathbb{N} ebenfalls als definiert voraussetzt. Wie dem auch sei, die Entfaltung der Gleichung führt jedenfalls zu

$$m \in \mathbb{N} \Leftrightarrow \exists A: m \in A \wedge \exists n \in \mathbb{N}: A = F^n(\emptyset).$$

Wegen $m \in F^{m+1}(\emptyset)$ kann man $A := F^{m+1}(\emptyset)$ und $n := m + 1$ setzen, um die rechte Seite aus der linken zu folgern. Und wegen $F^n(\emptyset) \subseteq \mathbb{N}$ zu jedem $n \in \mathbb{N}$ folgert man die linke Seite aus der rechten.

3.5.4. Hüllenoperatoren

Die kleinste induktive Menge wurde als Schnitt des Systems der induktiven Mengen erhalten. Man darf sie als eine Hülle der fundierenden Menge betrachten, denn sie schließt die fundierende Menge insofern ab, als vermittels der Produktionsregeln keine weiteren Elemente mehr produziert werden können, die außerhalb der Hülle lägen. Der deduktive Abschluss einer Formelmengen stellt ebenfalls eine Hülle

dar, wie bereits diskutiert wurde. Weitere Beispiele für Hüllen sind die lineare Hülle einer Teilmenge eines Vektorraums, die abgeschlossene Hülle einer Teilmenge eines topologischen Raums, die konvexe Hülle einer Teilmenge eines euklidischen Vektorraums und die kleinsche Hülle einer Menge von Zeichenketten. In der Maßtheorie ist die kleinste σ -Algebra, die eine Teilmenge der Grundmenge umfasst, eine Hülle der Teilmenge.

Zur Schaffung von Ordnung wollen wir einige allgemeine Prinzipien zu Hüllen ausarbeiten.

Definition 3.37 (Hüllenoperator).

Zu einer Grundmenge U wird eine Abbildung $C: \mathcal{P}(U) \rightarrow \mathcal{P}(U)$ als Hüllenoperator, engl. *closure operator* bezeichnet, sofern gilt

$$\begin{aligned} \forall X \subseteq U: X &\subseteq C(X), & (\text{Extensivität}) \\ \forall X, Y \subseteq U: X &\subseteq Y \Rightarrow C(X) \subseteq C(Y), & (\text{Monotonie}) \\ \forall X \subseteq U: C(C(X)) &\subseteq C(X). & (\text{Abgeschlossenheit}) \end{aligned}$$

In der Konsequenz geht $C(X) \subseteq C(C(X))$ zu jedem $X \subseteq U$ aus der Anfügung der Monotonie an die Extensivität hervor. Somit erweitert sich die Abgeschlossenheit postwendend zur Idempotenz

$$\forall X \subseteq U: C(C(X)) = C(X).$$

Ein Mengensystem $\mathcal{A} \subseteq \mathcal{P}(U)$ wird *Hüllensystem* genannt, sofern

$$U \in \mathcal{A} \wedge (\forall \mathcal{T} \subseteq \mathcal{A}: \mathcal{T} \neq \emptyset \Rightarrow \bigcap \mathcal{T} \in \mathcal{A}).$$

Satz 3.46. Ist \mathcal{A} ein Hüllensystem, so ist

$$C(X) := \bigcap \{A \in \mathcal{A} \mid X \subseteq A\}$$

ein Hüllenoperator.

Beweis. Die Extensivität bestätigt sich unschwer, indem $x \in C(X)$ aus $x \in X$ mit x fest, aber beliebig abgeleitet wird. Die Monotonie zeigt sich analog. Zu bemerken ist hierbei, dass die Extensivität und Monotonie für jedes beliebige Mengensystem gilt, da die definierende Eigenschaft des Hüllensystems bisher nicht benötigt wurde. Kommen wir zur interessanteren Abgeschlossenheit. Man überzeugt sich zunächst von $C(X) \in \mathcal{A}$ zu jedem $X \subseteq U$. Dazu wird die definierende Eigenschaft des Hüllensystems mit $\mathcal{T} := \{A \in \mathcal{A} \mid X \subseteq A\}$ spezialisiert, die als Aussonderung eine Teilmenge von \mathcal{A} ist. Es ist \mathcal{T} außerdem nichtleer, da $U \in \mathcal{T}$, wie aus $U \in \mathcal{A}$ und der Prämisse $X \subseteq U$ hervorgeht.

Mit dieser Vorbereitung gelingt der folgende Gedankengang. Die Entfaltung des ersten C in der zu beweisenden Abgeschlossenheit bringt diese in die Form

$$\bigcap \{A \in \mathcal{A} \mid C(X) \subseteq A\} \subseteq C(X).$$

Nun ist die Schnittmenge aber eine untere Schranke bezüglich der Inklusion. Das heißt, es verbleibt bloß noch

$$C(X) \in \{A \in \mathcal{A} \mid C(X) \subseteq A\}$$

zu bestätigen. Es wurde $C(X) \in \mathcal{A}$ zuvor gezeigt, und $C(X) \subseteq C(X)$ gilt gemäß Reflexivität der Inklusion. \square

Satz 3.47. Das System der Induktiven Mengen ist ein Hüllensystem.

Beweis. Dabei dürfen die per se vorhandene fundierende Menge B und das Argument des Hüllenoperators als unterschiedlich angesehen werden, das macht die Formulierung ein wenig allgemeiner, als wenn wir diese beiden koinzidieren lassen. Als erstes wird also $B \subseteq \bigcap \mathcal{T}$ gezeigt. Aus $\mathcal{T} \subseteq \mathcal{A}$ folgt $\bigcap \mathcal{A} \subseteq \bigcap \mathcal{T}$, womit bereits $B \subseteq \bigcap \mathcal{A}$ genügt. Es verbleibt demnach die Bestätigung der Aussage

$$x \in B \vdash \forall A \in \mathcal{A}: x \in A,$$

die aber ersichtlich ist, denn $B \subseteq A$ ist schlicht in der Aussage $A \in \mathcal{A}$ enthalten.

Außerdem muss man sich noch von $f(x) \in \bigcap \mathcal{T}$ überzeugen, wobei $x \in (\bigcap \mathcal{T})^n$ bezüglich $(n, f) \in \Phi$ mit $f: U^n \rightarrow U$ vorausgesetzt wird. Demnach muss $f(x) \in A$ zu einem beliebigen $A \in \mathcal{T}$ bestätigt werden. Aus $\mathcal{T} \subseteq \mathcal{A}$ folgt $A \in \mathcal{A}$, womit

$$\forall (n, f) \in \Phi: \forall x \in A^n: f(x) \in A.$$

Diese Allaussage wird mit dem vorliegenden (n, f) und x spezialisiert. Es verbleibt demnach $x \in A^n$ zu bestätigen, was wir aus $(\bigcap \mathcal{T})^n \subseteq A^n$ folgern, die wiederum aus $\bigcap \mathcal{T} \subseteq A$ folgt. Man macht sich an dieser Stelle wieder zunutze, dass der Schnitt eine untere Schranke bezüglich der Inklusion ist. Dafür muss $A \in \mathcal{T}$ sein, was aber vorausgesetzt werden durfte. \square

3.5.5. Induktive Mengen allgemein

Allgemein sei G eine Grundmenge, die die gesuchte Menge enthält. Es sei $B \subseteq G$ die Menge von Grundelementen. Es bezeichne Φ die Menge der Funktionen, die die

Produktionsregeln kodieren, wobei $(n, f) \in \Phi$ eine Funktion $f: G^n \rightarrow G$ bedeuten soll. Die Menge der induktiven Mengen ist dann

$$\mathcal{A} := \{A \subseteq G \mid B \subseteq A \wedge \forall (n, f) \in \Phi: \forall x \in A^n: f(x) \in A\}.$$

Die Setzung $G := \mathbb{R}$, $B := \{0\}$ und $F := \{S\}$ mit $S(x) := x + 1$ liefert wie gesagt die natürlichen Zahlen via $\bigcap \mathcal{A} = \mathbb{N}$.

Es zeigt sich wieder, dass $\bigcap \mathcal{A}$ die kleinste induktive Menge ist. Der Beweis von $\bigcap \mathcal{A} \in \mathcal{A}$ läuft hierbei völlig analog zu dem von Satz 3.44 ab. Aufgrund dessen will ich darauf verzichten, diesen technischen Klimbim nochmals auszuführen.

3.5.6. Frei erzeugte induktive Mengen

Wie bei den natürlichen Zahlen besteht ein wesentlicher Schritt darin, Funktionen rekursiv auf der kleinsten induktiven Menge zu definieren. Hierbei kann es allerdings zu Komplikationen kommen. Zum einen wäre die Rekursion nicht wohldefiniert, wenn die Funktion der jeweiligen Produktionsregel keine injektive ist. Zum anderen könnten sich zwei der Rekurrenzen des Systems widersprechen, so dass die Lösungsmenge des Systems leer bleiben muss.

Ich will diese Umstände näher betrachten. Sei hierzu f die gesuchte Funktion und f_i die Funktion der jeweiligen Produktionsregel. Das System bestehe aus Rekurrenzen der Form

$$f(f_i(x)) = \varphi_i(x, f(x)).$$

Eine Implementierung im Computer führt die Berechnung demnach aus als

$$f(y) := \varphi_i(x, f(x)), \quad x := f_i^{-1}(y),$$

wofür f_i aber injektiv sein muss. Angenommen, es gälte zu zwei x_1, x_2 die Gleichheit $f_i(x_1) = f_j(x_2)$ zu $i \neq j$. Dies zöge nach sich

$$\varphi_i(x_1, f(x_1)) = f(f_i(x_1)) = f(f_j(x_2)) = \varphi_j(x_2, f(x_2)).$$

Wären die linke und rechte Seite verschieden, hätte das System keine Lösung. Um diese Komplikationen ausschließen zu können, wird gefordert, dass die f_i paarweise disjunkte Bildmengen haben.

Zuletzt muss man folgendes beachten. Es seien Rekursionsanfänge zu den $x_k \in B$ definiert als $f(x_k) := y_k$. Angenommen, es findet sich aber auch ein x mit $x_k = f_i(x)$, dann müsste gelten

$$y_k = f(x_k) = f(f_i(x)) = \varphi_i(x, f(x)).$$

Wäre die linke und rechte Seite verschieden, hätte das System keine Lösung. Um diese Komplikationen ausschließen zu können, wird gefordert, dass zu jedem f_i die Bildmenge disjunkt zu B ist.

Definition 3.38 (Frei erzeugte induktive Menge).

Es sei G die Grundmenge und $A \subseteq G$ die kleinste induktive Menge zu $B \subseteq A$. Man nennt A *frei erzeugt* aus B , wenn für alle $(n, f), (m, g) \in \Phi$ gilt,

1. die Einschränkung von f auf A^n ist injektiv,
2. die Bildmengen $f(A^n)$ und $g(A^m)$ sind disjunkt, sofern $f \neq g$,
3. die Bildmenge $f(A^n)$ ist disjunkt zu B .

3.5.7. Wohlfundierte Induktion

Aus der gewöhnlichen Induktion hatten wir bereits die starke Induktion hergeleitet. Wie sich herausstellt, kann diese abstrakter gefasst werden, was zum Begriff der *wohlfundierten Induktion* führt. Mit ihr erhält man ein sehr allgemeines Induktionsprinzip, das neben der gewöhnlichen und der strukturellen die transfinite Induktion umfasst.

Eine als Ordnungsrelation betrachtete Relation wollen wir *wohlfundiert* nennen, wenn jede ihrer nichtleeren Teilmengen ein minimales Element enthält. Den Begriff des minimalen Elements entnehmen wir aus Def. 3.31 auf S. 129, obgleich die Relation nicht unbedingt eine Halbordnung sein muss.

Definition 3.39 (Wohlfundierte Relation).

Eine auf M definierte Relation $<$ heißt *wohlfundiert*, wenn

$$\forall A \subseteq M: A \neq \emptyset \Rightarrow \exists y \in A: \neg \exists x \in A: x < y.$$

Die Symbole $<, <$ werden gegenüber \leq, \preceq üblicherweise für Relationen mit dem Attribut *streng* verwendet. Das sind solche, die die Diagonale ausschließen, man nennt sie *irreflexiv*. Dass die Symbolik hier gerechtfertigt ist, zeigt der

Satz 3.48. Jede wohlfundierte Relation ist irreflexiv.

Beweis. Sei $(M, <)$ wohlfundiert. Zu zeigen ist $\forall u \in M: \neg(u < u)$. Als Hilfsmittel dafür dient die allgemeine Äquivalenz $E(u) \Leftrightarrow \exists x: x = u \wedge E(x)$, bei der $E(x)$ eine beliebige Aussageform sein darf. Sei u fest, aber beliebig. Die Bedingung aus Def. 3.39 wird nun mit der Einermenge $A := \{u\}$ spezialisiert. Daraufhin gelingt die Umformung

$$\begin{aligned} \exists y \in \{u\}: \neg \exists x \in \{u\}: x < y &\Leftrightarrow \exists y: y = u \wedge \neg \exists x: x = u \wedge x < y \\ &\Leftrightarrow \neg \exists x: x = u \wedge x < u \Leftrightarrow \neg(u < u). \square \end{aligned}$$

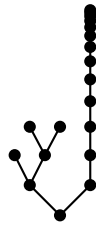
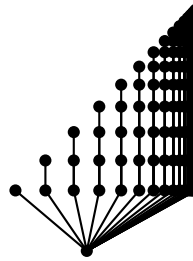


Abb. 3.1.: Baum ohne Fundierung

Abb. 3.2.: Fundierter Baum
endloser Höhe

Die Idee bei einer wohlfundierten Relation soll sein, dass man beim Herabsteigen nie in einen infiniten Regress gerät. Unabhängig davon, welcher Weg und welche Knotenpunkte gewählt werden, wird man immer zu einem minimalen Element gelangen. Diese minimalen Elemente werden als die Basis, als das Fundament für die Induktion und die Rekursion dienen.

Bei einem Baum kann die Relation beispielsweise so definiert werden, dass jeder der Knoten ausschließlich zu seinem Mutterknoten in Relation steht, dergestalt dass man den Baum von der Wurzel aus herabsteigt. Die Abb. 3.1 zeigt diesbezüglich einen Baum, der einen endlosen Abstieg enthält. Dagegen zeigt Abb. 3.2 einen fundierten Baum. Obgleich dieses Exemplar von endloser Tiefe bzw. Höhe ist, existiert kein endloser Abstieg.

Satz 3.49. Ist $(M, <)$ wohlfundiert, existiert keine unendliche streng monoton absteigende Kette, das heißt, es gilt die *Descending Chain Condition*

$$\neg \exists f \in \text{Abb}(\mathbb{N}, M): \forall n \in \mathbb{N}: f(n+1) < f(n).$$

Beweis. Angenommen, es läge eine unendlich absteigende Funktion f vor. Da das Bild $f(\mathbb{N})$ eine nichtleere Teilmenge von M und M wohlfundiert ist, muss ein minimales Element $y \in f(\mathbb{N})$ existieren, wozu ein n mit $y = f(n)$ gehört. Nun wäre aber $f(n+1) < y$, was im Widerspruch zur Minimalität von y steht. \square

Satz 3.50. Die Descending Chain Condition ist genau dann erfüllt, wenn jede monoton absteigende Kette ab irgendeiner Stelle stabilisiert, das heißt,

$$\forall f \in \text{Abb}(\mathbb{N}, M): (\forall n: f(n+1) \leq f(n)) \Rightarrow \exists m: \forall n \geq m: f(m) = f(n).$$

Beweis. Es sei $f: \mathbb{N} \rightarrow M$ eine beliebige Folge mit $f(n+1) \leq f(n)$ für jedes n . Angenommen, f enthielte unendlich viele Stellen n_i mit $f(n_i+1) \neq f(n_i)$, also

$f(n_i + 1) < f(n_i)$. Dann ließe sich die Teilfolge $g: \mathbb{N} \rightarrow M$ mit $g(i) := n_i$ bilden, die der Descending Chain Condition widerspricht. Ergo kann es von den Stellen n_i nur endlich viele geben, womit die Folge f ab einer Stelle stabilisieren muss.

Zur Umkehrung. Angenommen, es läge f mit $f(n+1) < f(n)$ für jedes n vor. Für dieses f gilt erst recht $f(n+1) \leq f(n)$ für jedes n . Laut Prämisse muss f somit ab einem m stabilisieren, womit $f(m+1) = f(m)$, was im Widerspruch zur strengen Monotonie von f steht. \square

Satz 3.51 (Wohlfundierte Induktion).

Ist $(M, <)$ wohlfundiert, gilt für jede Teilmenge $A \subseteq M$ das Prinzip

$$(\forall x \in M: (\forall y \in M: y < x \Rightarrow y \in A) \Rightarrow x \in A) \Rightarrow A = M.$$

Beweis. Dieser wird ganz analog zum dem von Satz 1.6 auf S. 41 geführt. Es ist genau dann $A = M$, wenn das Komplement $B := A^c = M \setminus A$ leer ist. Man unternimmt die äquivalente Umformung

$$\begin{aligned} B \neq \emptyset &\Rightarrow (\exists x \in B: \neg \exists y \in B: y < x) \\ &\Leftrightarrow (\forall x \in B: \exists y \in B: y < x) \Rightarrow B = \emptyset \\ &\Leftrightarrow (\forall x \in M: x \notin A \Rightarrow \exists y \in B: y < x) \Rightarrow A = M \\ &\Leftrightarrow (\forall x \in M: (\forall y \in B: \neg y < x) \Rightarrow x \in A) \Rightarrow A = M. \end{aligned}$$

Und schließlich

$$\begin{aligned} (\forall y \in B: \neg y < x) &\Leftrightarrow (\forall y \in M: y \notin A \Rightarrow \neg y < x) \\ &\Leftrightarrow (\forall y \in M: y < x \Rightarrow y \in A). \square \end{aligned}$$

Da ausschließlich äquivalente Umformungen vorgenommen wurden, stellt sich das Induktionsprinzip sogar als äquivalent zur Wohlfundiertheit heraus.

Zu einer abstrakten Fassung des Induktionsprinzips findet man folgendermaßen. Das Urbild

$$R^{-1}(y) := \{x \mid R(x, y)\} = \{x \mid x < y\}$$

nennt man auch das *Anfangsstück* bis y bezüglich R . Wir setzen

$$F(A) := \{x \mid R^{-1}(x) \subseteq A\}.$$

Nun mag das Induktionsprinzip formuliert werden als

$$\forall A \subseteq M: F(A) \subseteq A \Rightarrow A = M.$$

Eine Menge wollen wir diesbezüglich wieder *induktiv* nennen, wenn sie die Prämisse $F(A) \subseteq A$ erfüllt. Das Induktionsprinzip besagt damit, dass jede induktive Menge mit M übereinstimmen muss, oder anders ausgedrückt, dass auf $\mathcal{P}(M)$ keine anderen Präfixpunkte von F als M selbst vorhanden sind.

Die gewöhnliche Induktion. Es ist $(\mathbb{N}, <)$ mit $n < m \Leftrightarrow m = S(n)$ wohlfundiert, wobei mit $S(n)$ wieder der Nachfolger von n gemeint ist. Als Induktionsprinzip erhält man hierbei die gewöhnliche Induktion. Dies wird ersichtlich, wenn \mathbb{N} in $\mathbb{N} = \{0\} \cup \mathbb{N}_{\geq 1}$ zerlegt und daraufhin die allgemeine Äquivalenz

$$(\forall x \in A \cup B: E(x)) \Leftrightarrow (\forall x \in A: E(x)) \wedge (\forall x \in B: E(x))$$

herangezogen wird. Außerdem ergibt sich in diesem Fall $R^{-1}(m) = S^{-1}(\{m\})$ als Anfangsstück. Die Prämisse des Induktionsprinzips nimmt demnach die Form

$$F(A) \subseteq A \Leftrightarrow (\forall m \in \{0\}: S^{-1}(\{m\}) \subseteq A \Rightarrow m \in A) \wedge \\ (\forall m \in \mathbb{N}_{\geq 1}: S^{-1}(\{m\}) \subseteq A \Rightarrow m \in A)$$

an. Die linke Seite der Konjunktion vereinfacht sich zu $0 \in A$, da $S^{-1}(\{0\}) = \emptyset$ gilt, insofern 0 keinen Vorgänger besitzt. Auf der rechten Seite nutzt man den Umstand aus, dass $m \in \mathbb{N}_{\geq 1}$ mit $\exists n \in \mathbb{N}: m = S(n)$ gleichbedeutend ist. Weil S injektiv ist, ergibt sich nun $S^{-1}(S(\{n\})) = \{n\}$, womit $S^{-1}(\{m\}) \subseteq A$ äquivalent zu $n \in A$ ist. Ergo findet sich $n \in A \Rightarrow S(n) \in A$, wobei dies für ein ganz allgemeines n gelten muss, weil m allgemein gehalten war. Wem diese Umformungen zu unpräzise dargelegt sind, der mag sie gerne zur Übung nochmals formal nachrechnen.

Die starke Induktion. Es ist $(\mathbb{N}, <)$ wohlfundiert, wobei mit $<$ die gewöhnliche Ordnung auf \mathbb{N} gemeint ist. Als Induktionsprinzip erhält man unmittelbar die starke Induktion.

3.6. Ordinalzahlen

3.6.1. Wohlgeordnete Mengen

Axiom 3.52 (Auswahlaxiom).

Zu jedem Mengensystem X mit $\emptyset \notin X$ existiert eine Auswahlfunktion f mit $\text{dom}(f) = X$, das ist eine Funktion mit $f(x) \in x$ für jedes $x \in X$.

Eine Mengenlehre mit Auswahlaxiom ist keine konstruktive, sondern notwendig klassisch. Zuerst bestätigt wurde dies in kategorieller Form von Diaconescu, später dann von Goodman und Myhill für die Mengenlehre. Der super elegante, sehr kurze Beweis verblüfft zudem darin, nicht mit unermesslich großen Mengen zu arbeiten. Ich will hier die moderne Fassung wiedergeben.

Satz 3.53 (Satz von Diaconescu-Goodman-Myhill).

Das Auswahlaxiom impliziert den Satz vom ausgeschlossenen Dritten.

Beweis. Es sei A eine beliebige Aussage.¹ Wir betrachten die beiden Mengen

$$X := \{x \in \{0, 1\} \mid A \vee (x = 0)\}, \quad Y := \{y \in \{0, 1\} \mid A \vee (y = 1)\},$$

die wegen $0 \in X$ bzw. $1 \in Y$ beide nichtleer sind. Demnach existiert laut Auswahlaxiom eine Auswahlfunktion $f: \{X, Y\} \rightarrow X \cup Y$ mit $f(X) \in X$ sowie $f(Y) \in Y$. Wegen $f(X) \in \{0, 1\}$ sowie $f(Y) \in \{0, 1\}$ treten insgesamt nur vier Fälle für die Funktionswerte auf. Wir nehmen eine Fallunterscheidung vor.

In den beiden Fällen mit $f(X) = 1$ gilt $1 \in X$, was sich zu $A \vee (1 = 0)$, also zu A vereinfacht. Mit A gilt erst recht $A \vee \neg A$.

In den beiden Fällen mit $f(Y) = 0$ gilt $0 \in Y$, was sich zu $A \vee (0 = 1)$, also zu A vereinfacht. Mit A gilt erst recht $A \vee \neg A$.

Im Fall $f(X) = 0, f(Y) = 1$ muss $\neg A$ gelten, denn unter Annahme A wäre $f(X) = f(Y)$, also $0 = 1$, was absurd ist. Mit $\neg A$ gilt erst recht $A \vee \neg A$.

Somit ist $A \vee \neg A$ in jedem der Fälle gezeigt. \square

Dieser Satz verdeutlicht, dass die Beschränkung auf intuitionistische Logik keineswegs ausreicht, um eine Theorie der konstruktiven Mathematik zu schaffen. Die Entwicklung eines diesbezüglichen Axiomensystems erfordert große Sorgfalt, da sich die Theorie durch Unachtsamkeit allzu leicht wieder ins Klassische verliert.

3.6.2. Transfinite Induktion**Satz 3.54 (Schema der transfiniten Induktion).**

Für jede wohlgeordnete Menge $(M, <)$ und jede Eigenschaft $A(x)$ gilt

$$(\forall x \in M: (\forall y \in M: y < x \Rightarrow A(y)) \Rightarrow A(x)) \Rightarrow (\forall x \in M: A(x)).$$

Beweis. Weil jede wohlgeordnete Menge eine wohlfundierte ist, folgt der Sachverhalt als Korollar aus Satz 3.51. \square

Gleichwohl die Klasse der Ordinalzahlen eine echte ist, gilt das Prinzip auch für sie. Insofern die Variablen α, β für Ordinalzahlen stehen sollen, kürzen wir eine Formel der Form $\forall \alpha \in \text{On}: A(\alpha)$ als $\forall \alpha: A(\alpha)$ ab. Das Schema nimmt diesbezüglich die konzise Form

$$(\forall \alpha: (\forall \beta < \alpha: A(\beta)) \Rightarrow A(\alpha)) \Rightarrow (\forall \alpha: A(\alpha))$$

¹ A darf auch eine Aussageform sein, wobei allerdings x, y nicht frei in A vorkommen dürfen.

an. Zum Beweis der Prämisse kann diese in drei Teile aufgetrennt werden, so wie die Prämisse der herkömmlichen Induktion in zwei Teile, den Induktionsanfang und den Induktionsschritt, aufgetrennt wird. Hier sind es

$$\begin{aligned} A(0), & & (\text{Anfang}) \\ \forall \alpha: A(\alpha) \Rightarrow A(\alpha + 1), & & (\text{Schritt auf den Nachfolger}) \\ \forall \lambda: (\forall \beta < \lambda: A(\beta)) \Rightarrow A(\lambda). & & (\text{Schritt aufs nächste Limes-Ordinal}) \end{aligned}$$

Laut dem Fundierungssaxiom ist die Relation \in auf der Klasse der Mengen wohlfundiert. So ergibt sich das Schema der \in -Induktion,

$$(\forall x: (\forall y \in x: B(y)) \Rightarrow B(x)) \Rightarrow (\forall x: B(x)).$$

Insofern $\beta < \alpha$ mit $\beta \in \alpha$ gleichbedeutend ist, geht die transfinite Induktion über die Ordinalzahlen also aus der \in -Induktion hervor, indem man sich auf die Ordinalzahlen beschränkt. Man braucht lediglich $B(x) := (x \in \text{On} \Rightarrow A(x))$ setzen.

3.6.3. Transfinites Rekursionssatz

Analog zu den natürlichen Zahlen gilt für Ordinalzahlen ein Rekursionssatz, der es gestattet, eine Funktion rekursiv für alle Ordinalzahlen zu definieren.

3.6.4. Kumulative Hierarchie

Definition 3.40 (Kumulative Hierarchie).

Man definiert V_α für Ordinalzahlen α rekursiv als

$$\begin{aligned} V_0 &:= \emptyset, \\ V_{\alpha+1} &:= \mathcal{P}(V_\alpha), \\ V_\lambda &:= \bigcup_{\alpha < \lambda} V_\alpha. \quad (\lambda \text{ ein Limes-Ordinal}) \end{aligned}$$

3.6.5. Grothendieck-Universen

Die Systeme ZFC und NBG/MK sind mit einer störenden Beschränkung behaftet, die freies Argumentieren unnötig einschränkt. Und zwar mag die Vorstellung, dass man ein Universum haben kann, das alle denkbaren Mengen enthält, irrig sein. Stattdessen benötigen wir anscheinend eine Hierarchie von Universen, so dass jedes Universum wiederum Element eines Universums höherer Stufe sein wird. Es tun sich nämlich die folgenden Probleme auf.

1. Als wir die russellsche Antinomie aus Satz 3.37 auf S. 139, dem Fixpunktsatz von Lawvere folgern wollten, wurde freies Argumentieren dahingehend eingeschränkt, dass die Zusammenfassung $\text{Abb}(X, Y)$ nicht zu einer echten Klasse X gebildet werden kann, da die Graphen der Abbildungen echte Klassen sind, und somit nicht als Element einer Klasse auftreten dürfen.

2. Eine entsprechende Einschränkung tritt in der Kategorientheorie auf. Dort mag es für gewisse Argumentationen außerdem erforderlich sein, das Auswahlaxiom für ein größeres Universum verfügbar zu haben.

3. In der Typentheorie besteht ein Bedarf an einer gestuften Hierarchie von Typuniversen. Will man Typen durch Mengen modellieren, genügen Mengen und Klassen lediglich für die anfänglichen Stufen.

Statt nun ein etwaiges System für »Hyperklassen« zu ersinnen, greifen wir auf das Konzept der Grothendieck-Universen zurück, das diesen Sachverhalt adäquat beschreibt.

Definition 3.41 (Grothendieck-Universum).

Eine nichtleere Menge U heißt *Grothendieck-Universum*, wenn

- (1) $\forall x \in U: x \subseteq U$,
- (2) $\forall x, y \in U: \{x, y\} \in U$,
- (3) $\forall x \in U: \mathcal{P}(x) \in U$,
- (4) $\forall I \in U: \forall x \in \text{Abb}(I, U): \bigcup_{i \in I} x_i \in U$.

Die Grothendieck-Universen stehen im engen Bezug zur kumulativen Hierarchie. So ist V_λ ein Grothendieck-Universum, wenn λ nicht mehr mit Mengenoperationen von kleineren Ordinalzahlen aus erreichbar ist. Das betrifft zunächst V_ω zur ersten unendlichen Ordinalzahl ω . Daraufhin kommt allerdings erst mit V_κ wieder eines, wo κ die nächste als Ordinalzahl betrachtete stark unerreichbare Kardinalzahl ist. Im Folgenden wird näher darauf eingegangen.

Satz 3.55. Für jedes Limes-Ordinal λ erfüllt $U := V_\lambda$ die Axiome (1), (2), (3).

Beweis. Zu (1). Es wird $\forall x \in V_\alpha: x \subseteq V_\alpha$ für jedes Ordinal bestätigt per transfiniter Induktion über alle Ordinalzahlen. Bei $\alpha = 0$ gilt die Aussage trivial. Sie gelte für α als Induktionsannahme IA. Zu folgern ist

$$\text{IA}, x \in V_{\alpha+1} \vdash x \subseteq V_{\alpha+1}, \quad \text{also } \text{IA}, x \subseteq V_\alpha, u \in x \vdash u \subseteq V_\alpha.$$

Ist nun $u \in x$, so auch $u \in V_\alpha$, per Induktionsannahme also $u \subseteq V_\alpha$.

Letztlich verbleibt für jedes Limes-Ordinal λ zu bestätigen

$$(\forall \beta < \lambda: \forall x \in V_\beta: x \subseteq V_\beta), x \in V_\lambda, u \in x \vdash u \in V_\lambda.$$

Mit $x \in V_\lambda$ existiert ein $\beta < \lambda$ mit $x \in V_\beta$, und somit $x \subseteq V_\beta$. Mit $u \in x$ erhält man daraufhin $u \in V_\beta$. Ergo existiert $\beta < \lambda$ mit $u \in V_\beta$, womit $u \in V_\lambda$ gilt.

Zu (2). Mit $x, y \in V_\lambda$ liegen ein $\alpha < \lambda$ mit $x \in V_\alpha$ und ein $\beta < \lambda$ mit $y \in V_\beta$ vor. Bezüglich $\gamma := \max(\alpha, \beta)$ gilt dann $x, y \in V_\gamma$, ergo $\{x, y\} \subseteq V_\gamma$. Man hat $\gamma + 1 < \lambda$ mit $\{x, y\} \in V_{\gamma+1}$, womit $\{x, y\} \in V_\lambda$.

Zu (3). Mit $x \in V_\lambda$ liegt ein $\alpha < \lambda$ mit $x \in V_\alpha$ vor. Wie zuvor gezeigt, folgt $x \subseteq V_\alpha$, und somit $\mathcal{P}(x) \subseteq \mathcal{P}(V_\alpha)$, also $\mathcal{P}(x) \in \mathcal{P}(\mathcal{P}(V_\alpha) = V_{\alpha+2})$. Mit $\beta := \alpha + 2$ existiert daher ein $\beta < \lambda$ mit $\mathcal{P}(x) \in V_\beta$, womit $\mathcal{P}(x) \in V_\lambda$. \square

4. Elemente der Algebra

4.1. Gruppentheorie

4.1.1. Elementare Gesetzmäßigkeiten

Die Gruppentheorie klärt uns tiefer über das Wesen von Symmetrien auf. Ich will Gruppen zunächst axiomatisch einführen, damit wir die elementaren Begriffe später bereits parat haben. Was unter einer Symmetrie zu verstehen sei, und in welchem Bezug sie zu Gruppen stehen, möchte ich daraufhin im Fortgang erörtern. Die Begriffe sollen eigentlich mit Blick auf die Idee der Symmetrie motiviert werden. Damit die längere Diskussion die Ausarbeitung der abstrakten Regeln nicht so sehr fragmentiert, möchte ich diese Ausarbeitung allerdings vorziehen.

Definition 4.1 (Gruppe).

Sei G eine Menge und $*$: $G \times G \rightarrow \Omega$ eine Verknüpfung. Die Menge G bildet bezüglich der Verknüpfung eine Gruppe $(G, *)$, wenn die folgenden Axiome erfüllt sind:

- (E) Es darf $\Omega = G$ sein, d. h., die Verknüpfung führt nicht aus G heraus.
- (A) Das Assoziativgesetz $a * (b * c) = (a * b) * c$ gilt für alle $a, b, c \in G$.
- (N) Es gibt ein neutrales Element e , so dass $g * e = e * g = g$ für jedes $g \in G$ gilt.
- (I) Zu jedem $g \in G$ gibt es ein Element $h \in G$ mit $g * h = h * g = e$, wobei e ein neutrales Element ist. Dieses h wird inverses Element zu g genannt.

Anstelle von $g * h$ schreibt man auch kurz gh . Für das inverse Element zu g schreibt man g^{-1} . Es gibt auch Gruppen, bei denen die Verknüpfung als Addition geschrieben wird, da schreibt man $g + h$ anstelle von gh und ng anstelle von g^n für $n \in \mathbb{Z}$. Für das inverse Element $-g$ anstelle von g^{-1} .

Definition 4.2 (Abelsche Gruppe).

Zwei Elemente a, b kommutieren, wenn $a * b = b * a$ ist. Eine Gruppe G heißt

abelsch oder kommutativ, wenn alle Elemente der Gruppe kommutieren, d. h. wenn das Kommutativgesetz $\forall a, b \in G: a * b = b * a$ erfüllt ist.

Bei den allermeisten Verknüpfungen, die als Addition geschrieben werden, ist das Kommutativgesetz erfüllt.

Satz 4.1. Das neutrale Element einer Gruppe ist eindeutig bestimmt, d. h. es kann keine zwei unterschiedlichen neutralen Elemente geben.

Beweis. Seien e und e' zwei neutrale Elemente. Zu zeigen ist, dass dann schon $e' = e$ gilt. Nach Voraussetzung gilt $ae = a$ und $e'b = b$ für alle a, b . Setzt man $a := e'$ und $b := e$ ein, dann ergibt sich $e' = e'e = e$. \square

Satz 4.2. In jeder Gruppe gilt die Linkskürzbarkeit und die Rechtskürzbarkeit. Damit ist gemeint, sowohl aus $ga = gb$ als auch aus $ag = bg$ folgt $a = b$.

Beweis. Man multipliziert die Gleichung $ga = gb$ beidseitig mit g^{-1} . Anschließend Anwendung des Assoziativgesetzes, gefolgt von $g^{-1}g = e$ zuzüglich $ea = e$ und $eb = e$ stellt die Folgerung

$$ga = gb \Rightarrow g^{-1}ga = g^{-1}gb \Rightarrow ea = eb \Rightarrow a = b$$

her. Bei $ag = bg$ verläuft der Beweis analog. \square

Kürzbarkeit bedeutet, eine Multiplikation auf beiden Seiten rückgängig machen zu können. Das Rückgängig-machen-können ist wiederum die charakteristische Eigenschaft einer injektiven Abbildung. Unter diesem Aspekt gesehen bedeutet die Kürzbarkeit, dass die Links- und Rechts-Translation

$$\begin{aligned} l_g: G &\rightarrow G, & l_g(x) &:= gx, \\ r_g: G &\rightarrow G, & r_g(x) &:= xg \end{aligned}$$

injektiv sind. Wie man leicht nachrechnet, sind sie sogar bijektiv. Für die Umkehrabbildungen gilt $(l_g)^{-1} = l_{g^{-1}}$ und $(r_g)^{-1} = r_{g^{-1}}$.

Satz 4.3. Zu jedem Element ist das inverse Element eindeutig bestimmt, das heißt, es kann keine zwei unterschiedlichen inversen Elemente geben.

Beweis. Seien h und h' invers zu g . Dann gilt $gh = e$ und $gh' = e$. Daher ist $gh = gh'$. Gemäß Linkskürzbarkeit folgt daraus $h = h'$. \square

Definition 4.3 (Untergruppe).

Sei $(G, *)$ eine Gruppe und $U \subseteq G$. Man nennt U Untergruppe von G , kurz $U \leq G$, wenn $(U, *)$ die Gruppenaxiome bezüglich derselben Verknüpfung $*$ erfüllt.

Satz 4.4 (Untergruppenkriterium).

Sei G eine Gruppe. Eine nichtleere Teilmenge $H \subseteq G$ ist eine Untergruppe von G , wenn mit $a, b \in H$ auch $ab \in H$ und mit $a \in H$ auch $a^{-1} \in H$ ist.

Beweis. Da H nichtleer ist, gibt es mindestens ein Element $a \in H$. Nach Voraussetzung ist dann auch $a^{-1} \in H$, und daher auch das neutrale Element $e = aa^{-1} \in H$.

Das Assoziativgesetz gilt in H , weil es in G gilt. Die Abgeschlossenheit und die Existenz der inversen Elemente stehen direkt in der Voraussetzung. Damit sind alle Axiome überprüft. \square

Definition 4.4 (Homomorphismus zwischen Gruppen).

Seien $(G, *)$ und $(G', *')$ zwei Gruppen. Eine Abbildung $\varphi: G \rightarrow G'$ wird Homomorphismus genannt, wenn die Gleichung $\varphi(a * b) = \varphi(a) *' \varphi(b)$ für alle $a, b \in G$ erfüllt ist.

Satz 4.5. Sei $\varphi: G \rightarrow G'$ ein Homomorphismus. Sind $e \in G$ und $e' \in G'$ die neutralen Elemente, dann gilt $e' = \varphi(e)$. Außerdem ist $\varphi(g)^{-1} = \varphi(g^{-1})$ für jedes $g \in G$.

Beweis. Es gilt $e' \varphi(e) = \varphi(e) = \varphi(ee) = \varphi(e) \varphi(e)$. Kürzen ergibt $e' = \varphi(e)$. Daraus folgt

$$e' = \varphi(e) = \varphi(g^{-1}g) = \varphi(g^{-1}) \varphi(g).$$

Damit bekommt man

$$\varphi(g)^{-1} = e' \varphi(g)^{-1} = \varphi(g^{-1}) \varphi(g) \varphi(g)^{-1} = \varphi(g^{-1}) \quad \square$$

Satz 4.6. Sei $\varphi: G \rightarrow G'$ ein Homomorphismus. Die Bildmenge $\varphi(G)$ ist eine Untergruppe von G' .

Beweis. Zu prüfen sind die Voraussetzungen des Untergruppenkriteriums. Wegen $\varphi(a)\varphi(b) = \varphi(ab) \in \varphi(G)$ und $\varphi(a)^{-1} = \varphi(a^{-1}) \in \varphi(G)$ sind diese erfüllt. \square

Für injektive, surjektive, bijektive Homomorphismen gibt es eigene Bezeichnungen. Die injektiven nennt man Monomorphismen, die surjektiven Epimorphismen und die bijektiven Isomorphismen.

Gibt es zwischen zwei Gruppen G, G' einen Isomorphismus, dann nennt man die beiden Gruppen isomorph zueinander, man schreibt dafür $G \simeq G'$. Zwei Gruppen die isomorph zueinander sind, sind im Wesentlichen gleich. Isomorphie ist eine Äquivalenzrelation.

Monomorphismen charakterisieren die Einbettung einer Gruppe in eine andere Gruppe. Man kann Einbettungen als Verallgemeinerung der Untergruppenbeziehung sehen. Hat man nämlich einen Monomorphismus $\varphi: H \rightarrow G$, dann erhält man bei Einschränkung der Zielmenge auf die Bildmenge einen Isomorphismus, d. h. es gilt $H \simeq \varphi(H)$. Die Gruppen H und $\varphi(H)$ sind also im Wesentlichen gleich. Andererseits ist $\varphi(H) \leq G$ gemäß Satz 4.6.

4.1.2. Gruppenaktionen

Definition 4.5 (Linksaktion).

Eine Abbildung $\varphi: G \times X \rightarrow X$ heißt Gruppenlinksaktion, kurz Linksaktion, wenn für das neutrale Element $e \in G$ und alle $g, h \in G$ gilt

$$\varphi(e, x) = x, \quad \varphi(gh, x) = \varphi(g, \varphi(h, x)).$$

Anstelle von $\varphi(g, x)$ schreibt man für gewöhnlich einfach gx , bzw. $g + x$ bei einer additiv geschriebenen Verknüpfung.

Definition 4.6 (Rechtsaktion).

Eine Abbildung $\varphi: X \times G \rightarrow X$ heißt Gruppenrechtsaktion, kurz Rechtsaktion, wenn für das neutrale Element $e \in G$ und alle $g, h \in G$ gilt

$$\varphi(x, e) = x, \quad \varphi(x, gh) = \varphi(\varphi(x, g), h).$$

Bei diesen Axiomen ist für X eine beliebige Menge zugelassen. Es kann auch $X = G$ sein. Beispiele dafür haben wir bereits kennengelernt, nämlich ist die Linkstranslation (4.1.1) eine Linksaktion und die Rechtstranslation (4.1.1) eine Rechtsaktion.

Satz 4.7. Jede Aktion $\varphi: G \times X \rightarrow X$ ist ein Homomorphismus $\varphi: G \rightarrow S(X)$ mit $\varphi(g)(x) := \varphi(g, x)$. Hierbei ist $S(X)$ die Menge der Bijektionen $X \rightarrow X$, diese bildet bezüglich Verkettung eine Gruppe.

Beweis. Für jedes x gilt

$$\varphi(gh)(x) = \varphi(gh, x) = \varphi(g, \varphi(h, x)) = \varphi(g)(\varphi(h)(x)) = (\varphi(g) \circ \varphi(h))(x).$$

Folglich ist $\varphi(gh) = \varphi(g) \circ \varphi(h)$. Außerdem ist $\varphi(g)$ bijektiv mit $\varphi(g)^{-1} = \varphi(g^{-1})$, denn

$$\begin{aligned}\varphi(g^{-1}) \circ \varphi(g) &= \varphi(g^{-1}g) = \varphi(e) = \text{id}, \\ \varphi(g) \circ \varphi(g^{-1}) &= \varphi(gg^{-1}) = \varphi(e) = \text{id}. \quad \square\end{aligned}$$

4.1.3. Symmetrie

Nach längerer Beschäftigung mit der Gruppentheorie wird man sich irgendwann fragen, was Gruppen eigentlich sind. Wie sich herausstellt sind Gruppen eng mit dem Begriff Symmetrie verbunden. Um das erklären zu können, müssen wir erst einmal herausarbeiten, was man unter Symmetrie versteht.

In der Geometrie ist eine Symmetrie eines Objektes eine Deckabbildung, das ist eine Abbildung durch die dem Objekt keine Veränderung widerfährt, in dem Sinn dass sich das alte und das neue Objekt genau überdecken. Zwar darf dabei jedem Punkt des Objektes ein Punkt an anderem Ort zugeordnet werden, jedoch verändert sich das Objekt insgesamt nicht.

Sei also $M \subseteq \mathbb{R}^2$ ein geometrisches Objekt, dargestellt als Teilmenge der Koordinatenebene. Eine Symmetrie ist dann eine Abbildung $f: \mathbb{R}^2 \rightarrow \mathbb{R}^2$ mit $f(M) = M$. Liegen zwei solche Abbildungen f, g vor, dann ist

$$(g \circ f)(M) = g(f(M)) = g(M) = M,$$

also ist $g \circ f$ auch eine Symmetrie. Drehungen und Spiegelungen lassen sich auch punktweise rückgängig machen, sind also bijektiv. Dies wollen wir für alle Symmetrien fordern. Klar ist außerdem, dass die identische Abbildung id eine Deckabbildung ist, und die Verkettung von Abbildungen das Assoziativgesetz erfüllt. Die Symmetrien eines Objektes bilden demnach eine Gruppe, die *Symmetriegruppe* dieses Objektes.

Die Symmetriegruppen sind Untergruppen einer allgemeinen Gruppe, der *symmetrischen Gruppe*. Die symmetrische Gruppe ist die Menge

$$S(X) := \{f: X \rightarrow X \mid f \text{ ist bijektiv}\},$$

in Worten: die Mengen der bijektiven Selbstabbildungen. Eine Abbildung $f: X \rightarrow Y$ heißt Selbstabbildung, wenn $X = Y$ gilt. In unserem Fall ist $X = \mathbb{R}^2$.

Die Menge $S(X)$ bildet bezüglich Verkettung eine Gruppe, das ist ganz klar, weil die Verkettung das Assoziativgesetz erfüllt und $S(X)$ genau so definiert ist, dass es zu jedem Element $f \in S(X)$ auch ein Inverses bezüglich Verkettung gibt, das ist f^{-1} , die Umkehrabbildung zu f .

Sei U eine Untergruppe von $S(X)$ und $\varphi: U \times X \rightarrow X$ mit $\varphi(f, x) := f(x)$. Bei φ handelt es sich um eine Gruppenaktion, denn $\varphi(\text{id}, x) = \text{id}(x) = x$ und

$$\varphi(g \circ f, x) = (g \circ f)(x) = g(f(x)) = \varphi(g, \varphi(f, x)).$$

Für eine endliche Menge X bezeichnet man die Untergruppen von $S(X)$ als Permutationsgruppen. Man kann ohne Beschränkung der Allgemeinheit $X := \{1, \dots, n\}$ und $S_n := S(X)$ setzen, das heißt eigentlich bloß, dass jedem Element von X eine Nummer gegeben wird.

4.2. Ringtheorie

4.2.1. Elementare Gesetzmäßigkeiten

Es gibt in der Mathematik Objekte wie Restklassen, Matrizen und Polynome, für die wie bei den ganzen Zahlen eine Addition und eine Multiplikation definiert ist. Die Addition und Multiplikation von zwei Matrizen ergibt z. B. wieder eine Matrix. In jedem Fall genügen die Addition und Multiplikation einem bestimmten Muster, den Ring-Axiomen. Das legt nahe, aus den Axiomen allgemeine Rechenregeln und Gesetzmäßigkeiten abzuleiten, die somit in allen Ringen gültig sind.

Wir erhalten dadurch als neues Werkzeug ein verallgemeinertes Rechnen. Das ist für uns ganz besonders wichtig, da eine enorme Anzahl von mathematischen Strukturen die Struktur eines Rings enthält. Z. B. ist jeder Körper auch ein Ring. Die rationalen, reellen und komplexen Zahlen bilden jeweils einen Körper. Allein schon dieser Umstand, dass die wichtigsten grundlegenden Zahlenbereiche einen Körper bilden, macht es sinnvoll, Ringe und Körper näher zu studieren.

Ringe sind außerdem bedeutsam als Grundlage für die Konzepterweiterungen Modul und assoziative Algebra. Diesen beiden Begriffen ist auf bestimmte Art geometrische Information eingepflegt, sie sind von großer Tragweite in der linearen Algebra. Z. B. ist jeder Vektorraum, und damit insbesondere jeder euklidische Vektorraum ein Modul. Beispiele für assoziative Algebren sind die Tensoralgebra, die äußere Algebra und die Clifford-Algebra.

Überraschend treten auch in der Analysis solche geometrisch motivierten Konzepte auf. So wurde die Analysis zur Funktionalanalysis weiterentwickelt, die auch mit Vektorräumen arbeitet. Als assoziative Algebren kommen hier die Banachalgebren hinzu.

Neben kontinuierlichen Strukturen sind für die Algebra auch diskrete Strukturen wie Restklassenringe typisch. Die Restklassenringe bilden eine Grundlage für die Zahlentheorie.

Schließlich sind Ringe auch tief in der abstrakten Algebra verwurzelt. Es scheint so, als ergäbe sich dort eine nur schwer überschaubare Fülle von Strukturen. Das mag richtig sein, allerdings bringen die mit der axiomatischen Methode gewonnenen allgemeinen Gesetzmäßigkeiten eine gewisse Ordnung.

Definition 4.7 (Ring).

Eine Struktur $(R, +, \cdot)$ heißt Ring, wenn

1. $(R, +)$ eine kommutative Gruppe ist,
2. (R, \cdot) eine Halbgruppe ist,
3. die Distributivgesetze $a(b + c) = ab + ac$ und $(a + b)c = ac + bc$ für alle $a, b, c \in R$ erfüllt sind.

Es gibt hier einen Unterschied zwischen Links- und Rechtsdistributivgesetz, weil die Multiplikation nicht kommutativ sein braucht.

Definition 4.8 (Unitärer Ring).

Ein Ring $(R, +, \cdot)$ heißt *unitär* oder *Ring mit Eins*, wenn (R, \cdot) ein Monoid ist.

D.h. ein unitärer Ring ist ein Ring R , in dem es ein Einselement e gibt, so dass $e \cdot a = a \cdot e = a$ für alle $a \in R$. Man kann $e = 1$ schreiben, muss aber beachten, dass damit ein abstraktes Element gemeint ist. Unter Umständen verbietet sich das auch aufgrund von Zweideutigkeit. Z.B. ist im Matrizenring das Einselement die Einheitsmatrix. Diese schreibt man E oder I und nicht 1, um sie von der dort ebenfalls vorkommenden Skalarmultiplikation mit der Zahl 1 unterscheiden zu können.

Satz 4.8. Sei R ein Ring und $0 \in R$ das Nullelement, dann gilt $0 \cdot a = 0$ und $a \cdot 0 = 0$ für jedes $a \in R$.

Beweis. Man rechnet

$$0a = 0a + 0 = 0a + 0a - 0a = (0 + 0)a - 0a = 0a - 0a = 0.$$

Für $a \cdot 0$ ist die Rechnung analog. \square

Satz 4.9. Sei R ein Ring und $a, b \in R$, dann gilt $(-a)b = -(ab) = a(-b)$.

Beweis. Man rechnet

$$\begin{aligned} (-a)b &= (-a)b + 0 = (-a)b + ab - (ab) = ((-a) + a)b - (ab) \\ &= 0b - (ab) = 0 - (ab) = -(ab). \end{aligned}$$

Für $a(-b)$ ist die Rechnung analog. \square

Satz 4.10. Sei R ein Ring und $a, b \in R$, dann gilt $(-a)(-b) = ab$.

Beweis. Mit dem letzten Satz und $-(-x) = x$ rechnet man

$$(-a)(-b) = -((-a)b) = -(-(ab)) = ab. \quad \square$$

Definition 4.9 (Einheitengruppe).

Ist R ein Ring mit Eins e , dann ist die Menge der Einheiten definiert als

$$R^* := \{a \in R \mid \text{es gibt ein } b \in R \text{ mit } ab = ba = e\}.$$

Weil (R, \cdot) ein Monoid ist, muss (R^*, \cdot) eine Gruppe sein, denn die Forderung dass jedes Element multiplikativ invertierbar ist, ist das letzte Axiom einer multiplikativ geschriebenen Gruppe.

Die Gruppe $\mathbb{Z}^* = \{-1, 1\}$ ist trivial. Ein recht interessantes Beispiel für eine Einheitengruppe ist die allgemeine lineare Gruppe, das ist die Gruppe der invertierbaren quadratischen Matrizen. In der linearen Algebra weiß man, eine quadratische Matrix ist genau dann invertierbar, wenn ihre Determinante nicht verschwindet, das heißt, es gilt

$$(K^{n \times n})^* = \text{GL}(n, K) := \{A \in K^{n \times n} \mid \det(A) \neq 0\}.$$

Hierbei ist K ein beliebiger Körper, z. B. $K = \mathbb{R}$ oder $K = \mathbb{C}$. Es ist ja so, dass der Matrizenraum $K^{m \times n}$ kanonisch isomorph zum Vektorraum $\text{Hom}(K^n, K^m)$ ist, welcher aus allen linearen Abbildungen $K^n \rightarrow K^m$ besteht. Um es in einfachen Worten auszudrücken: Multiplikation mit einer Matrix ist eine lineare Abbildung, und jede lineare Abbildung zwischen Koordinatenräumen lässt sich eindeutig als Matrix darstellen. Für $m = n$ handelt es sich um Endomorphismen. Sind diese bijektiv, spricht man von Automorphismen. Demnach ist $\text{GL}(n, K)$ kanonisch isomorph zur Automorphismengruppe $\text{Aut}(K^{n \times n})$. Diese Gruppe besteht aus allen Symmetrien, welche die Vektorraumstruktur respektieren. Darin enthalten sind Untergruppen von Symmetrien wie Spiegelungen und Drehungen.

5. Zahlenbereiche

5.1. Die natürlichen Zahlen

5.1.1. Modelle der natürlichen Zahlen

Zahlen spielen in der Mathematik eine maßgebliche Rolle, und dies nicht nur bei der quantitativen Erfassung von Größen, sondern auch bei der logischen Klärung der Gegenstände. Zum Beispiel setzen wesentliche Teile der Analysis, der linearen Algebra und der Stochastik den Begriff der reellen Zahlen voraus. Und dies sind die Kerngebiete der Mathematik, die das Fundament für die Natur- und Ingenieurwissenschaften bilden.

Den auf den Zahlenbereichen definierten arithmetischen Operationen wohnen bestimmte Rechenregeln inne. Anfangs mag man diese Regeln im Rahmen einer Theoriefindung klären und daraufhin zu Grundregeln gelangen, die man axiomatisch voraussetzt. Stattdessen will ich die Zahlenbereiche aber sogleich vermittle Mengenlehre modellieren und aufzeigen, dass die Modelle die Grundregeln erfüllen. Die Zahlenbereiche werden dabei schrittweise aufeinander aufgebaut.

Wir starten mit den natürlichen Zahlen.

Definition 5.1 (Peano-Axiome).

Eine Menge \mathbb{N} ist als Struktur $(\mathbb{N}, 0, s)$ mit $0 \in \mathbb{N}$ und $s: \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{N}$ ein Modell der natürlichen Zahlen, wenn gilt

- (P1) s ist injektiv,
- (P2) $\forall n \in \mathbb{N}: s(n) \neq 0$,
- (P3) $A(0) \wedge (\forall n \in \mathbb{N}: A(n) \Rightarrow A(s(n))) \Rightarrow (\forall n \in \mathbb{N}: A(n))$.

Zusätzlich muss, wie bereits diskutiert, der Rekursionssatz vorausgesetzt werden, um die arithmetischen Operationen definieren zu können. Das Axiom (P3), das das Prinzip der Induktion beschreibt, habe ich als Schema gefasst, um in der Logik erster Stufe verbleiben zu können. Es vermittelt zu jeder Aussageform $A(n)$ ein Axiom. Die ursprüngliche Fassung der Peano-Axiome substituiert A allerdings gegen eine Prädikatvariable und setzt somit die Logik zweiter Stufe voraus.

Definition 5.2 (Addition natürlicher Zahlen).

Die *Addition* zweier natürlicher Zahlen ist rekursiv definiert als

$$a + 0 := a, \quad a + s(b) := s(a + b).$$

Definition 5.3 (Multiplikation natürlicher Zahlen).

Die *Multiplikation* zweier natürlicher Zahlen ist rekursiv definiert als

$$a \cdot 0 := 0, \quad a \cdot s(b) := a \cdot b + a.$$

Diese rekursiven Bildungsvorschriften lassen sich direkt so im Computer implementieren. Gleichwohl ist das Prozedere außerordentlich ineffizient und somit praktisch nur für sehr kleine Zahlen brauchbar.

Definition 5.4 (Ordnung der natürlichen Zahlen).

Die *Ordnung* der natürlichen Zahlen ist definiert als

$$a \leq b :\Leftrightarrow \exists n \in \mathbb{N}: a + n = b.$$

Werden die natürlichen Zahlen als formales System dargestellt, in dem gerechnet werden kann, entfällt der Rekursionssatz vorläufig aus der Betrachtung. Dafür werden Addition und Multiplikation axiomatisch erklärt. Man nennt dieses System die *Peano-Arithmetik*, kurz PA. Beschränkt man sich dabei auf die intuitionistische Logik, spricht man von der *Heyting-Arithmetik*, kurz HA.

Definition 5.5 (Peano-Arithmetik).

Die Struktur $(\mathbb{N}, 0, s, +, \cdot, \leq)$ sei ein Modell der *Peano-Arithmetik*, wenn $(\mathbb{N}, 0, s)$ die Peano-Axiome erfüllt und zusätzlich für alle $a, b \in \mathbb{N}$ gilt

$$\begin{aligned} a + 0 &= a, & a + s(b) &= s(a + b), & a \leq b &\Leftrightarrow \exists n \in \mathbb{N}: a + n = b. \\ a \cdot 0 &= 0, & a \cdot s(b) &= a \cdot b + a. \end{aligned}$$

Für die natürlichen Zahlen finden sich diverse Modelle, darunter jenes bereits diskutierte, das sie als endliche Ordinalzahlen darstellt. Dahingehend tut sich die Frage auf, ob jedes dieser Modelle gleichberechtigt ist.

Definition 5.6 (Isomorphismus zwischen Peano-Strukturen).

Eine Bijektion $f: \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{N}'$ ist ein Isomorphismus zwischen zwei Peano-Strukturen $(\mathbb{N}, 0, s)$ und $(\mathbb{N}', 0', s')$, wenn $f(0) = 0'$ und $f(s(n)) = s'(f(n))$ gilt.

Man rechnet unschwer nach, dass die Umkehrabbildung eines Isomorphismus' ebenfalls ein Isomorphismus ist.

Satz 5.1 (Isomorphiesatz von Dedekind).

Je zwei Modelle der natürlichen Zahlen sind isomorph.

Beweis. Es seien $(\mathbb{N}, 0, s)$, $(\mathbb{N}', 0', s')$ zwei Modelle der natürlichen Zahlen. Vermittels des Rekursionssatzes definiert man

$$\begin{aligned} f: \mathbb{N} &\rightarrow \mathbb{N}', & f(0) &:= 0', & f(s(n)) &:= s'(f(n)), \\ g: \mathbb{N}' &\rightarrow \mathbb{N}, & g(0') &:= 0, & g(s'(n)) &:= s(g(n)), \\ h: \mathbb{N} &\rightarrow \mathbb{N}, & h(0) &:= 0, & h(s(n)) &:= s(h(n)). \end{aligned}$$

Man rechnet unschwer nach, dass $g \circ f = h$ und $h = \text{id}$ gilt. Analog erhält man $f \circ g = \text{id}$, womit f, g bijektiv sind. Und per Definition sind f, g Isomorphismen zwischen Peano-Strukturen. \square

Man macht sich außerdem klar, dass die rekursive Definition des Isomorphismus in Def. 5.6 enthalten ist. Das heißt, der Isomorphismus ist zudem noch eindeutig bestimmt. Insofern es also nur einen, und somit einen ausgezeichneten Isomorphismus gibt, kann man sagen, dass je zwei Modelle der natürlichen Zahlen kanonisch isomorph sind.

Satz 5.2. 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 5.3 (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

$$(a + b) + c = (a + b) + 0 = a + b = a + (b + 0) = a + (b + c).$$

Mit der Induktionsvoraussetzung $(a + b) + c = a + (b + c)$ findet sich

$$(a + b) + s(c) = s((a + b) + c) \stackrel{\text{IV}}{=} s(a + (b + c)) = a + s(b + c) = a + (b + s(c)). \quad \square$$

Satz 5.4 (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 5.5 (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 5.4. 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 5.4. Anfang sei $b = 1$. Dieser wurde zuvor gezeigt. Zum Schritt findet sich

$$\begin{aligned} s(b) + a &= (b + 1) + a = b + (1 + a) = b + (a + 1) = b + s(a) \\ &= s(b + a) \stackrel{\text{IV}}{=} s(a + b) = a + s(b). \quad \square \end{aligned}$$

Satz 5.6 (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 findet sich

$$(a + b)s(c) = (a + b)c + (a + b) \stackrel{\text{IV}}{=} ac + bc + a + b = ac + a + bc + b = as(c) + bs(c). \quad \square$$

Satz 5.7. 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 5.8 (Neutrales Element der Multiplikation).

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 5.9 (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 5.7. Der Schritt ist

$$as(b) = ab + a \stackrel{\text{IV}}{=} ba + a = ba + 1a = (b + 1)a = s(b)a. \square$$

Satz 5.10. Aus $a \leq b$ folgt $a + c \leq b + c$.

Beweis. Mit der Prämisse liegt ein n mit $a + n = b$ vor. Somit folgt $a + c + n = b + c$, womit n auch ein Zeuge für $a + c \leq b + c$ ist. \square

5.2. Die ganzen Zahlen

5.2.1. Konstruktion

Definition 5.7 (Ganze Zahlen).

Auf $\mathbb{N}_0 \times \mathbb{N}_0$ wird die folgende Äquivalenzrelation definiert:

$$(x, y) \sim (x', y') : \Leftrightarrow x + y' = x' + y.$$

Die Quotientenmenge $\mathbb{Z} := (\mathbb{N}_0 \times \mathbb{N}_0) / \sim$ nennt man die *ganzen Zahlen*.

Satz 5.11 (Ring der ganzen Zahlen).

Die Operationen

$$[(x, y)] + [(x', y')] := [(x + x', y + y')],$$

$$[(x, y)] \cdot [(x', y')] := [(xx' + yy', xy' + x'y)]$$

sind auf \mathbb{Z} wohldefiniert und $(\mathbb{Z}, +, \cdot)$ bildet einen kommutativen unitären Ring.

Beweis. Wohldefiniert heißt, dass das Ergebnis der Operationen nicht von den gewählten Repräsentanten der Argumente abhängig ist. Sei dazu $(x, y) \sim (a, b)$ und $(x', y') \sim (a', b')$. Zu zeigen ist nun

$$(x + x', y + y') \sim (a + a', b + b'),$$

was laut Definition zu

$$(x + x') + (b + b') = (a + a') + (y + y').$$

äquivalent ist. Gemäß Voraussetzung ist $x + b = a + y$ und $x' + b' = a' + y'$. Man bekommt damit auf der linken Seite

$$x + x' + b + b' = x + b + x' + b' = a + y + a' + y',$$

was wiederum mit der rechten Seite übereinstimmt.

Mit der Multiplikation verhält es sich etwas komplizierter. Zu Vereinfachung wird zunächst gezeigt:

$$\begin{aligned} [(x, y)] \cdot [(x', y')] &= [(a, b)] \cdot [(x', y')], \\ \Leftrightarrow (xx' + yy', xy' + yx') &\sim (ax' + by', ay' + bx') \\ \Leftrightarrow xx' + yy' + ay' + bx' &= ax' + by' + xy' + yx' \\ \Leftrightarrow (x + b)x' + (a + y)y' &= (a + y)x' + (x + b)y'. \end{aligned}$$

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 $(\mathbb{Z}, +)$ 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 $[(0, 0)]$:

$$[(x, y)] + [(0, 0)] = [(x + 0, y + 0)] = [(x, y)].$$

Das inverse Element zu $[(x, y)]$ ist $[(y, x)]$, denn es gilt

$$\begin{aligned} [(x, y)] + [(y, x)] &= [(x + y, y + x)] = [(0, 0)] \\ \Leftrightarrow (x + y, y + x) &\sim (0, 0) \Leftrightarrow x + y + 0 = y + x + 0. \end{aligned}$$

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{Z}, \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 5.8 (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.

Einen injektiven Homomorphismus nennt man Monomorphismus. Ein Monomorphismus charakterisiert eine Einbettung einer Struktur als Unterstruktur einer anderen.

Satz 5.12 (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:

$$\begin{aligned} [(a, 0)] = \varphi(a) = \varphi(b) = [(b, 0)] &\Leftrightarrow (a, 0) \sim (b, 0) \\ &\Leftrightarrow a + 0 = b + 0 \Leftrightarrow a = b. \quad \square \end{aligned}$$

Anstelle von $\varphi(n) = [(n, 0)]$ darf man daher einfach schreiben $n = [(n, 0)]$. 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 5.9 (Totalordnung der ganzen Zahlen).

Auf \mathbb{Z} wird die folgende strenge Totalordnung definiert:

$$[(x, y)] < [(x', y')] :\Leftrightarrow x + y' < x' + y.$$

Satz 5.13 (Einbettung der Totalordnung).

Die Abbildung φ aus Satz 5.12 genügt der Forderung

$$a < b \Rightarrow \varphi(a) < \varphi(b).$$

Beweis. Nach den Definitionen ist

$$\varphi(a) < \varphi(b) \Leftrightarrow [(a, 0)] < [(b, 0)] \Leftrightarrow a + 0 < 0 + b \Leftrightarrow a < b. \quad \square$$

5.3. Die rationalen Zahlen

5.3.1. Konstruktion

Definition 5.10 (Rationale Zahlen).

Auf $\mathbb{Z} \times \mathbb{N}_1$ wird die folgende Äquivalenzrelation definiert:

$$(x, y) \sim (x', y') :\Leftrightarrow xy' = x'y.$$

Die Quotientenmenge $\mathbb{Q} := (\mathbb{Z} \times \mathbb{N}_1)/\sim$ nennt man die *rationalen Zahlen*.

Für die Äquivalenzklasse $[(x, y)]$ schreibt man $\frac{x}{y}$.

Satz 5.14 (Körper der rationalen Zahlen).

Die Operationen

$$\frac{x}{y} + \frac{x'}{y'} := \frac{xy' + x'y}{yy'}, \quad \frac{x}{y} \cdot \frac{x'}{y'} := \frac{xx'}{yy'}$$

sind auf \mathbb{Q} wohldefiniert und $(\mathbb{Q}, +, \cdot)$ bildet 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

$$\begin{aligned} (ab' + a'b, bb') &\sim (xy' + x'y, yy'), \\ \Leftrightarrow (ab' + a'b)(yy') &= (xy' + x'y)(bb') \\ \Leftrightarrow ab'yy' + a'b yy' &= xy'bb' + x'ybb'. \end{aligned}$$

Substituiert man $ay = xb$ und $a'y' = x'b'$ auf der linken Seite der Gleichung, ergibt sich die rechte Seite. Zu zeigen ist weiterhin

$$(aa', bb') \sim (xx', yy') \Leftrightarrow aa'yy' = xx'bb'.$$

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:

$$\begin{aligned} \left(\frac{x}{y} + \frac{x'}{y'} \right) + \frac{x''}{y''} &= \frac{xy' + x'y}{yy'} + \frac{x''}{y''} = \frac{xy'y'' + x'y y'' + x''yy'}{yy'y''}, \\ \frac{x}{y} + \left(\frac{x'}{y'} + \frac{x''}{y''} \right) &= \frac{x}{y} + \frac{x'y'' + x''y'}{y'y''} = \frac{xy'y'' + x'y y'' + x''yy'}{yy'y''}. \end{aligned}$$

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

Definition 5.11 (Ringhomomorphismus).

Seien $(R, +, *)$ und $(R', +', *')$ zwei Ringe. Die Abbildung $\varphi: R \rightarrow R'$ heißt *Ringhomomorphismus*, wenn für alle $a, b \in R$ gilt:

$$\varphi(a + b) = \varphi(a) +' \varphi(b), \quad \varphi(a * b) = \varphi(a) *' \varphi(b).$$

Besitzt R ein Einselement 1 und R' ein Einselement $1'$, dann nennt man φ *Einserhaltend*, wenn $\varphi(1) = 1'$ ist.

Einen injektiver Homomorphismus wird Monomorphismus genannt. Ein Monomorphismus charakterisiert eine Einbettung einer Unterstruktur in eine andere Struktur.

Satz 5.15 (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 Ring-monomorphismus.

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

$$\varphi(ab) = \frac{ab}{1} = \frac{ab}{1 \cdot 1} = \frac{a}{1} \cdot \frac{b}{1} = \varphi(a) \cdot \varphi(b). \quad \square$$

Gemäß der Einbettung können wir die ganze Zahl z ab jetzt mit der rationalen Zahl $z/1$ identifizieren. Das heißt, man schreibt einfach $z = z/1$ statt $\varphi(z) = z/1$.

Definition 5.12 (Division rationaler Zahlen).

Wie in jedem Körper ist die Division für $a, b \in \mathbb{Q}$ definiert als $a/b := ab^{-1}$.

Die Division ist also gerade die Multiplikation des Kehrwertes des Nenners:

$$\frac{x}{y} / \frac{x'}{y'} = \frac{x}{y} \cdot \frac{y'}{x'}.$$

Die Division muss natürlich mit der Notation für rationale Zahlen kompatibel sein, sonst dürfte man nicht die gleiche Schreibweise verwenden. Zur Unterscheidung schreiben wir Division für einen Augenblick mit Doppelstrich als $a//b$. Man findet

$$\frac{x}{y} = \frac{x}{1} \cdot \frac{1}{y} = \frac{x}{1} // \frac{y}{1} = x//y.$$

Tatsächlich führt beides zum gleichen Ergebnis.

Da die rationalen Zahlen einen Körper bilden, gilt $a/a = aa^{-1} = 1$ für jede rationale Zahl a .

Satz 5.16 (Addition, Subtraktion, Multiplikation von Brüchen).

Seien a, b, c, d rationale Zahlen mit $b \neq 0$ und $d \neq 0$. Es gilt

$$\frac{a}{b} + \frac{c}{d} = \frac{ad + bc}{bd}, \quad \frac{a}{b} - \frac{c}{d} = \frac{ad - bc}{bd}, \quad \frac{a}{b} \cdot \frac{c}{d} = \frac{ac}{bd}.$$

Der Beweis wird dem Leser überlassen.

5.3.2. Beträge rationaler Zahlen

Definition 5.13 (Signum).

Für jede rationale Zahl x setzt man

$$\operatorname{sgn}(x) := \begin{cases} 1, & \text{wenn } x > 0, \\ 0, & \text{wenn } x = 0, \\ -1, & \text{wenn } x < 0. \end{cases}$$

Vermittels Fallunterscheidung rechnet man unschwer nach,

$$\operatorname{sgn}(xy) = \operatorname{sgn}(x) \operatorname{sgn}(y).$$

Für $x \neq 0$ ist außerdem $\operatorname{sgn}(x)^2 = 1$ unmittelbar einsichtig, allgemein gilt demnach $\operatorname{sgn}(x)^2 = [x \neq 0]$. Infolge erhält man $\frac{1}{\operatorname{sgn}(x)} = \operatorname{sgn}(x)$ für $x \neq 0$, und somit

$$\operatorname{sgn}\left(\frac{1}{x}\right) = \frac{1}{\operatorname{sgn}(x)} = \operatorname{sgn}(x), \text{ denn } 1 = \operatorname{sgn}(1) = \operatorname{sgn}\left(x \cdot \frac{1}{x}\right) = \operatorname{sgn}(x) \operatorname{sgn}\left(\frac{1}{x}\right).$$

Definition 5.14 (Betrag).

Man setzt $|x| := \operatorname{sgn}(x) \cdot x$ für jede rationale Zahl x .

Aus der Definition leiten sich einige elementare Rechenregeln ab. Es folgt

$$|xy| = \operatorname{sgn}(xy)xy = \operatorname{sgn}(x) \operatorname{sgn}(y)xy = \operatorname{sgn}(x)x \operatorname{sgn}(y)y = |x||y|.$$

Multipliziert man die definierende Gleichung im Fall $x \neq 0$ auf beiden Seiten mit $\operatorname{sgn}(x)$, erhält man außerdem

$$\operatorname{sgn}(x)|x| = \operatorname{sgn}(x)^2 \cdot x = 1 \cdot x = x.$$

Im Fall $x = 0$ ist $x = \operatorname{sgn}(x)|x|$ aber auch erfüllt. Dies bedeutet, dass sich jede Zahl in ihren Betrag und ihr Vorzeichen zerlegen lässt, wobei der Null kein Vorzeichen zukommen braucht.

Satz 5.17 (Dreiecksungleichung).

Die Ungleichung $|x + y| \leq |x| + |y|$ gilt für alle rationalen Zahlen x, y .

Beweis. Für jede rationale Zahl q gilt $q \leq |q|$. Mit der Setzung $q := xy$ erhält man $xy \leq |xy| = |x||y|$. Zusammen mit $|x + y|^2 = (x + y)^2$ sowie $|x|^2 = x^2$ und $|y|^2 = y^2$ ergibt sich somit

$$|x + y|^2 = x^2 + 2xy + y^2 \leq x^2 + 2|x||y| + y^2 = (|x| + |y|)^2.$$

Weil Quadrieren auf den nichtnegativen rationalen Zahlen eine streng monoton steigende Funktion ist, gelangt man zur gesuchten Ungleichung letztlich mit der laut Satz 3.31 (S. 133) vorhandenen Äquivalenz

$$|x + y| \leq |x| + |y| \Leftrightarrow |x + y|^2 \leq (|x| + |y|)^2. \square$$

5.4. Die reellen Zahlen

5.4.1. Konstruktion

Definition 5.15 (Offene Kugel).

Zu $\varepsilon \in \mathbb{Q}_{\geq 0}$ und $q \in \mathbb{Q}$ nennt man $U_\varepsilon(q) := \{p \in \mathbb{Q} \mid |p - q| < \varepsilon\}$ die *offene Kugel* vom Radius ε mit Zentrum q oder kurz die ε -Umgebung von q .

Definition 5.16 (Konvergente rationale Folge).

Eine Folge $x: \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{Q}$ heißt *konvergent* gegen L , falls

$$\forall \varepsilon \in \mathbb{Q}_{>0}: \exists n_0 \in \mathbb{N}: \forall n \geq n_0: |x_n - L| < \varepsilon.$$

Satz 5.18. Eine Folge rationaler Zahlen konvergiert gegen höchstens einen Grenzwert.

Beweis. Sei $x: \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{Q}$ konvergent gegen L_1, L_2 . Angenommen, es wäre $L_1 \neq L_2$. Wir wählen ε so klein, dass die Umgebungen $U_\varepsilon(L_1)$ und $U_\varepsilon(L_2)$ disjunkt sind. Nun liegt ein n_1 vor, so dass $x_n \in U_\varepsilon(L_1)$ für $n \geq n_1$. Entsprechend ein n_2 , so dass $x_n \in U_\varepsilon(L_2)$ für $n \geq n_2$. Für $n := \max(n_1, n_2)$ wäre x_n absurderweise in beiden Umgebungen. Also muss die Annahme falsch sein. \square

Definition 5.17 (Grenzwert).

Konvergiert die Folge x gegen L , dann definieren wir ihren *Grenzwert* als

$$\lim_{n \rightarrow \infty} x_n := L.$$

Definition 5.18 (Cauchy-Folge).

Eine Folge $x: \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{Q}$ heißt *Cauchy-Folge*, falls

$$\forall \varepsilon \in \mathbb{Q}_{>0}: \exists n_0 \in \mathbb{N}: \forall m \geq n_0: \forall n \geq n_0: |x_m - x_n| < \varepsilon.$$

Definition 5.19 (Reelle Zahlen).

Auf $C_{\mathbb{Q}}$, der Menge aller Cauchy-Folgen auf \mathbb{Q} , definiert man die *reellen Zahlen* als die Quotientenmenge $\mathbb{R} := C_{\mathbb{Q}}/\sim$ bezüglich der Äquivalenzrelation

$$x \sim y \Leftrightarrow \lim_{n \rightarrow \infty} (x_n - y_n) = 0$$

und legt Addition und Multiplikation reeller Zahlen fest als

$$[x] + [y] := [x + y], \quad [x] \cdot [y] := [x \cdot y].$$

Satz 5.19. Sind x, y Cauchy-Folgen, so ist $(x + y)_n := x_n + y_n$ ebenfalls eine.

Beweis. Die beiden Voraussetzungen sind

$$\forall \varepsilon_1 \in \mathbb{Q}_{>0}: \exists n_1 \in \mathbb{N}: \forall m \geq n_1: \forall n \geq n_1: |x_m - x_n| < \varepsilon_1,$$

$$\forall \varepsilon_2 \in \mathbb{Q}_{>0}: \exists n_2 \in \mathbb{N}: \forall m \geq n_2: \forall n \geq n_2: |y_m - y_n| < \varepsilon_2.$$

Es sei $\varepsilon \in \mathbb{Q}_{>0}$ fest, aber beliebig. Damit wird mit $\varepsilon_1 := \frac{1}{2}\varepsilon$ und $\varepsilon_2 := \frac{1}{2}\varepsilon$ spezialisiert. Man setze $n_0 := \max(n_1, n_2)$, daraufhin gilt für $m \geq n_0$ und $n \geq n_0$ sowohl $|x_m - x_n| < \frac{1}{2}\varepsilon$ als auch $|y_m - y_n| < \frac{1}{2}\varepsilon$. Vermittels der Dreiecksungleichung findet sich nun die gesuchte Ungleichung

$$|(x + y)_m - (x + y)_n| = |(x_m - x_n) + (y_m - y_n)| \leq |x_m - x_n| + |y_m - y_n| < \varepsilon. \square$$

Satz 5.20. Jede Cauchy-Folge ist beschränkt.

Beweis. Sei x eine Cauchy-Folge. Spezialisiert man diese Voraussetzung mit $\varepsilon := 1$, erhält man ein n_0 , so dass $|x_m - x_n| < 1$ für $m \geq n_0$ und $n \geq n_0$ gelten muss. Vermittels der umgekehrten Dreiecksungleichung folgt daraus

$$|x_m| - |x_n| \leq |x_m - x_n| < 1, \text{ also } |x_m| < |x_{n_0}| + 1.$$

Damit ist die Folge zumindest ab n_0 beschränkt. Aber für $m \leq n_0$ ist das Maximum $M := \max_{m \leq n_0} |x_m|$ schlicht eine Schranke. Somit ist x mit $|x_m| < M + 1$ für jedes $m \in \mathbb{N}$ eine beschränkte Folge. \square

Satz 5.21. Sind x, y Cauchy-Folgen, so ist $(x \cdot y)_n := x_n \cdot y_n$ ebenfalls eine.

Beweis. Mit dem Ansatz

$$(xy)_m - (xy)_n = x_m y_m - x_n y_n = (x_m y_m - x_m y_n) + (x_m y_n - x_n y_n)$$

und der Dreiecksungleichung erhält man

$$|(xy)_m - (xy)_n| \leq |x_m y_m - x_m y_n| + |x_m y_n - x_n y_n| = |x_m| |y_m - y_n| + |y_n| |x_m - x_n|.$$

Wir setzen wieder $n_0 := \max(n_1, n_2)$, so dass sowohl $|x_m - x_n| < \varepsilon$ als auch $|y_m - y_n| < \varepsilon$ für $m \geq n_0$ und $n \geq n_0$. Weil x, y beschränkt sind, existiert außerdem eine Schranke s mit $|x_m| \leq s$ für jedes m und $|y_n| \leq s$ für jedes n . Ergo hat man

$$|x_m| |y_m - y_n| + |y_n| |x_m - x_n| < |x_m| \varepsilon + |y_n| \varepsilon \leq s \varepsilon + s \varepsilon = 2s \varepsilon.$$

Ist ε' nun fest, aber beliebig, kann man mit $\varepsilon := \frac{\varepsilon'}{2s}$ spezialisieren. Für jedes $\varepsilon' \in \mathbb{Q}_{>0}$ existiert also $n_0 \in \mathbb{N}$ mit $|(xy)_m - (xy)_n| < \varepsilon'$ für $m \geq n_0$ und $n \geq n_0$. \square

Satz 5.22. Die Addition und Multiplikation reeller Zahlen ist wohldefiniert.

Beweis. Es gelte $x \sim x'$ und $y \sim y'$. Zu zeigen ist $x + y \sim x' + y'$ und $x \cdot y \sim x' \cdot y'$. Zu jedem ε existiert laut den Voraussetzungen ein n_0 mit $|x_n - x'_n| < \varepsilon$ und $|y_n - y'_n| < \varepsilon$ für jedes $n \geq n_0$. Vermittels der Dreiecksungleichung erhält man somit die Ungleichung

$$|(x + y)_n - (x' + y')_n| = |x_n - x'_n + y_n - y'_n| \leq |x_n - x'_n| + |y_n - y'_n| < 2\varepsilon.$$

Also unterbietet die Folge $(x + y) - (x' + y')$ jedes $\varepsilon' \in \mathbb{Q}_{>0}$ bezüglich $\varepsilon := \frac{1}{2}\varepsilon'$, womit sie ebenfalls gegen null konvergiert.

Zu den Produktfolgen macht man wieder den Ansatz

$$(xy)_n - (x'y')_n = x_n y_n - x'_n y'_n = (x_n y_n - x'_n y_n) + (x'_n y_n - x'_n y'_n).$$

Mit der Dreiecksungleichung ergibt sich daher

$$|(xy)_n - (x'y')_n| \leq |y_n| |x_n - x'_n| + |x'_n| |y_n - y'_n| < |y_n| \varepsilon + |x'_n| \varepsilon \leq 2s\varepsilon,$$

wobei s wieder eine Schranke ist, so dass $|y_n| < s$ und $|x'_n| < s$ für jedes $n \in \mathbb{N}$. Sie existiert, weil y_n und x'_n als Cauchy-Folgen beschränkt sind. Also unterbietet die Folge $xy - x'y'$ jedes $\varepsilon' \in \mathbb{Q}_{>0}$ bezüglich $\varepsilon := \frac{\varepsilon'}{2s}$, womit sie ebenfalls gegen null konvergiert. \square

Im Weiteren gilt es zu prüfen, dass die gemachte Konstruktion der reellen Zahlen die Körperaxiome erfüllt. Hierzu muss gezeigt werden, dass jede reelle Zahl ungleich null einen Kehrwert besitzt.

Satz 5.23. Jede reelle Zahl ungleich null besitzt ein multiplikatives Inverses.

Beweis. Es sei $a \in \mathbb{R}$ mit $a \neq 0$. Also existiert eine Cauchy-Folge x mit $[x] = a$. Wegen $a \neq 0$ muss $x_n \neq 0$ ab einem n_0 gelten. Wir würden nun gerne die Folge der Kehrwerte bezüglich x betrachten. Allerdings kann x Nullstellen haben. Wir setzen daher

$$u_n := \begin{cases} 1, & \text{wenn } n < n_0, \\ x_n, & \text{sonst.} \end{cases}$$

Es gilt $u_n \neq 0$ für jedes n . Wir setzen $b := [y]$ mit $y_n := \frac{1}{u_n}$. Es ergibt sich

$$x_n y_n = \frac{x_n}{1} [n < n_0] + \frac{x_n}{x_n} [n \geq n_0] = 1 [n \geq n_0].$$

Ergo gilt $ab = [xy] = 1$. Also ist b ein multiplikatives Inverses von a . Es verbleibt zu bestätigen, dass y eine Cauchy-Folge ist. Es sei $\varepsilon \in \mathbb{Q}_{>0}$ beliebig. Wegen $u_n \neq 0$ und $\lim_{n \rightarrow \infty} u_n \neq 0$ existiert ein $\delta > 0$ mit $|u_n| > \delta$. Weil u eine Cauchy-Folge ist, existiert k mit $|u_m - u_n| < \delta^2 \varepsilon$ für alle $m, n \geq k$. Wir wählen dieses k für die Existenzaussage. Mit $\frac{1}{|u_m|} < \frac{1}{\delta}$ und $\frac{1}{|u_n|} < \frac{1}{\delta}$ erhält man nämlich

$$|y_m - y_n| = \left| \frac{1}{u_m} - \frac{1}{u_n} \right| = \frac{|u_m - u_n|}{|u_m u_n|} < \frac{\delta^2 \varepsilon}{\delta^2} = \varepsilon. \square$$

6. Diskrete Mathematik

6.1. Kombinatorik

6.1.1. Endliche Summen

Problemstellungen der Kombinatorik führen oftmals zu Summen. Ein Grund dafür liegt darin, dass die Lösungen bestimmter Differenzengleichungen als Summen darstellbar sind. In der Analysis sind die Reihen sehr bedeutsam, das sind Summen von unendlich vielen Summanden. Der Wert einer Reihe wird hierbei, sofern existent, als der Grenzwert der Folge der Partialsummen erklärt. Somit bauen Reihen konzeptuell auf den endlichen Summen auf. Ein weiteres wichtiges Werkzeug stellen die formalen Potenzreihen bereit, die ohne den Grenzwertbegriff auskommen, aber analoge Rechenregeln zu den eigentlichen Potenzreihen aufweisen. In der linearen Algebra dienen Summen ebenfalls zur allgemeinen Formulierung von Rechenregeln. Darin einbegriffen ist das Rechnen mit Polynomen. Auch in der Stochastik sind Summen dienlich, zum Beispiel zur Erklärung des Erwartungswertes einer Zufallsgröße.

Zur Einführung eine kleine Aufgabe. Man beobachtet

$$1 + 3 = 2^2, \quad 1 + 3 + 5 = 3^2, \quad 1 + 3 + 5 + 7 = 4^2, \quad 1 + 3 + 5 + 7 + 9 = 5^2.$$

Anscheinend besteht die Gesetzmäßigkeit

$$1 + 3 + \dots + (2n - 1) = n^2.$$

In Worten ist die Summe der ersten ungeraden Zahlen eine Quadratzahl, genauer die Anzahl der Summanden zum Quadrat. Ein strenger Beweis dafür findet sich unschwer. Zuvor will ich aber die allgemeinen Gesetzmäßigkeiten für das Rechnen mit Summen diskutieren.

Statt Summen mit drei Pünktchen zu beschreiben, verwendet man meist die unmissverständliche Notation

$$\sum_{k=1}^n a_k := a_1 + a_2 + \dots + a_n.$$

Beispielsweise gilt

$$\sum_{k=1}^3 (2k - 1) = (2 \cdot 0 - 1) + (2 \cdot 1 - 1) + (2 \cdot 2 - 1) = 1 + 3 + 5.$$

Die drei Pünktchen treten allerdings noch in der Erklärung der Summe auf. Wir werden sie wieder gänzlich los, indem die Summe rekursiv festgelegt wird.

Definition 6.1 (Summe).

Für eine Folge $a: \mathbb{Z} \rightarrow \mathbb{R}$ ist die *Summe* der a_k für $k = m$ bis $k = n$ rekursiv definiert gemäß

$$\sum_{k=m}^{m-1} a_k := 0, \quad \sum_{k=m}^n a_k := a_n + \sum_{k=m}^{n-1} a_k.$$

Es darf k , genannt der *Laufindex*, als gebundene Variable nur im Term a_k auftreten. Die Zahlen m, n nennt man die *Grenzen* der Summierung. Ist a lediglich auf $D \subseteq \mathbb{Z}$ definiert, können wir a schlicht per $a_k := 0$ für $k \notin D$ auf ganz \mathbb{Z} erweitern. Dies bietet sich an, wenn die Summe stets definiert sein soll, unabhängig davon wie die Grenzen gewählt werden.

Satz 6.1. Es gilt $\sum_{k=m}^n ca_k = c \sum_{k=m}^n a_k$ für jede Konstante c .

Beweis. Induktion über n . Im Induktionsanfang $n = m - 1$ gilt

$$\sum_{k=m}^{m-1} ca_k \stackrel{\text{def}}{=} 0 = c \cdot 0 \stackrel{\text{def}}{=} c \sum_{k=m}^{m-1} a_k.$$

Der Induktionsschritt ist

$$\sum_{k=m}^n ca_k \stackrel{\text{def}}{=} ca_n + \sum_{k=m}^{n-1} ca_k \stackrel{\text{IV}}{=} ca_n + c \sum_{k=m}^{n-1} a_k = c \left(a_n + \sum_{k=m}^{n-1} a_k \right) \stackrel{\text{def}}{=} c \sum_{k=m}^n a_k. \square$$

Satz 6.2. 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 Induktionsanfang $n = m - 1$ reduziert sich die Behauptung zu $0 = 0 + 0$. Der Induktionsschritt ist

$$\begin{aligned} \sum_{k=m}^n (a_k + b_k) &\stackrel{\text{def}}{=} a_n + b_n + \sum_{k=m}^{n-1} (a_k + b_k) \stackrel{\text{IV}}{=} a_n + b_n + \sum_{k=m}^{n-1} a_k + \sum_{k=m}^{n-1} b_k \\ &\stackrel{\text{def}}{=} \sum_{k=m}^n a_k + \sum_{k=m}^n b_k. \square \end{aligned}$$

Man kann den Raum $\text{Abb}(\mathbb{Z}, \mathbb{R})$ auch als einen Vektorraum über dem Körper \mathbb{R} deuten, wobei die Multiplikation mit einem Skalar $c \in \mathbb{R}$ und die vektorielle Addition punktweise definiert werden, das heißt,

$$(ca)_k := ca_k, \quad (a+b)_k := a_k + b_k.$$

Dann ist $\sum_m^n a := \sum_{k=m}^n a_k$ eine lineare Abbildung, denn die Homogenität gilt laut Satz 6.1, und die Additivität laut Satz 6.2.

Der Differenzoperator

$$(\Delta a)_n := a_{n+1} - a_n$$

wird die nachfolgende Diskussion übersichtlicher halten. Es handelt sich ebenfalls um eine lineare Abbildung, das heißt, für jede Konstante c und alle Folgen a, b gilt $\Delta(ca) = c\Delta a$ und $\Delta(a+b) = \Delta a + \Delta b$, denn

$$\begin{aligned} (\Delta(ca))_n &= ca_{n+1} - ca_n = c(a_{n+1} - a_n) = c(\Delta a)_n, \\ (\Delta(a+b))_n &= (a_{n+1} + b_{n+1}) - (a_n + b_n) = a_{n+1} - a_n + b_{n+1} - b_n \\ &= (\Delta a)_n + (\Delta b)_n. \end{aligned}$$

Satz 6.3 (Teleskopsumme). Es gilt $\sum_{k=m}^{n-1} (\Delta a)_k = a_n - a_m$.

Beweis. Induktion über n . Im Induktionsanfang $n = m$ sieht man trivial, dass beide Seiten der Gleichung den Wert null haben. Der Induktionsschritt ist

$$\sum_{k=m}^n (\Delta a)_k \stackrel{\text{def}}{=} (\Delta a)_n + \sum_{k=m}^{n-1} (\Delta a)_k \stackrel{\text{IV}}{=} a_{n+1} - a_n + a_n - a_m = a_{n+1} - a_m. \quad \square$$

Das Prinzip der Teleskopsummen bietet zwei wesentliche Vorteile. Der erste Vorteil besteht darin, dass man damit bequem nach Summenformeln fischen kann, wobei man deren Beweis mit geschenkt bekommt. Für $s_n := (n-1)/n$ gilt zum Beispiel

$$(\Delta s)_n = \frac{n}{n+1} - \frac{n-1}{n} = \frac{n^2 - (n+1)(n-1)}{(n+1)n} = \frac{1}{(n+1)n}.$$

Ergo findet sich die Summenformel

$$\sum_{k=1}^n \frac{1}{(k+1)k} = \frac{n}{n+1}.$$

Der zweite Vorteil besteht darin, dass sich der Beweis einer bereits ermittelten Summenformel dahingehend vereinfacht, dass nicht jedes mal ein Induktionsbeweis geführt werden muss, womit die unter Umständen schwierige Auffindung der wesentlichen Umformungen im Induktionsschritt erleichtert wird. Zum Beweis einer Summenformel der Form

$$\sum_{k=1}^n a_k = s_{n+1} - s_1$$

genügt es nämlich, $\Delta s = a$ zu prüfen. Zur Summenformel

$$\sum_{k=1}^n (2k - 1) = n^2$$

gilt beispielsweise $a_n = 2n - 1$ und $s_n = (n - 1)^2$. Es bestätigt sich kurzerhand

$$(\Delta s)_n = n^2 - (n - 1)^2 = n^2 - n^2 + 2n - 1 = 2n - 1 = a_n.$$

Aus der nun bewiesenen Formel ziehen sich schnell weitere Schlüsse. Setzt man in die Gleichung

$$n^2 = \sum_{k=1}^n (2k - 1) = 2 \sum_{k=1}^n k - \sum_{k=1}^n 1$$

die Vereinfachung $\sum_{k=1}^n 1 = n$ ein und stellt sie daraufhin nach der verbleibenden Summe um, findet sich die Summenformel

$$\sum_{k=1}^n k = \frac{1}{2}(n^2 + n) = \frac{n}{2}(n + 1).$$

Die Werte dieser Summe werden die *Dreieckszahlen* genannt.¹

Satz 6.4 (Aufteilung von Summen).

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 . Der Induktionsanfang liege in $n = p$. Die Gleichung ist in diesem erfüllt, weil $\sum_{k=p}^p a_k = a_p$ gilt. Der Induktionsschritt ist

$$\sum_{k=m}^n a_k \stackrel{\text{def}}{=} a_n + \sum_{k=m}^{n-1} a_k \stackrel{\text{IV}}{=} a_n + \sum_{k=m}^{p-1} a_k + \sum_{k=p}^{n-1} a_k \stackrel{\text{def}}{=} \sum_{k=m}^{p-1} a_k + \sum_{k=p}^n a_k. \square$$

Satz 6.5 (Indexverschiebung).

Für die Indexverschiebung der Distanz $d \in \mathbb{Z}$, kurz Indexshift, gilt

$$\sum_{k=m}^n a_k = \sum_{k=m+d}^{n+d} a_{k-d}.$$

Beweis. Induktion über n . Im Induktionsanfang $n = m - 1$ wird unmittelbar ersichtlich, dass beide Seiten der Gleichung im Wert null resultieren. Der Induktionsschritt gilt gemäß der Umformung

$$\sum_{k=m}^n a_k \stackrel{\text{def}}{=} a_n + \sum_{k=m}^{n-1} a_k \stackrel{\text{IV}}{=} a_{(n+d)-d} + \sum_{k=m+d}^{n+d-1} a_{k-d} \stackrel{\text{def}}{=} \sum_{k=m+d}^{n+d} a_{k-d}. \square$$

¹Engl. *triangular numbers*. Eintrag A000217 in OEIS.

Ich will zusätzlich noch eine alternative Herleitung aufzeigen. Bei dieser wird der Indexbereich als Ungleichung beschrieben, was den Vorteil bietet, dass die Ungleichung einer Umformung unterzogen werden kann. Mit der Substitution $k = k' - d$ gelingt dahingehend die Überlegung

$$\sum_{k=m}^n a_k = \sum_{m \leq k \leq n} a_k = \sum_{m \leq k' - d \leq n} a_{k' - d} = \sum_{m+d \leq k' \leq n+d} a_{k' - d} = \sum_{k'=m+d}^{n+d} a_{k' - d}.$$

Satz 6.6 (Umkehrung der Reihenfolge).

Es gilt $\sum_{k=0}^n a_k = \sum_{k=0}^n a_{n-k}$.

Beweis. Der Induktionsanfang bei $n = 0$ ist trivial. Beim Induktionsschritt macht man sich Satz 6.5 (Indexshift) und Satz 6.4 (Aufteilung) zunutze,

$$\begin{aligned} \sum_{k=0}^n a_{n-k} &= a_{n-n} + \sum_{k=0}^{n-1} a_{n-k} = a_0 + \sum_{k=0}^{n-1} a_{n-(n-1-k)} = a_0 + \sum_{k=0}^{n-1} a_{k+1} \\ &\stackrel{[k:=k-1]}{=} a_0 + \sum_{k=1}^n a_k = \sum_{k=0}^0 a_k + \sum_{k=1}^n a_k = \sum_{k=0}^n a_k. \quad \square \end{aligned}$$

Dienlich ist die Umkehrung beispielsweise bei der folgenden klassischen Herleitung der Summenformel $\sum_{k=0}^n k = \frac{n}{2}(n+1)$. Aufbauend auf den bereits gezeigten Regeln stellt diese Herleitung ebenfalls einen strengen Beweis dar. Das doppelte der Summe betrachtet man hierbei als Addition der Summe zu sich selbst, wobei die Reihenfolge der zweiten Summe umgekehrt wird. Man erhält

$$\begin{aligned} 2 \sum_{k=0}^n k &= \sum_{k=0}^n k + \sum_{k=0}^n k = \sum_{k=0}^n k + \sum_{k=0}^n (n-k) \\ &= \sum_{k=0}^n (k+n-k) = \sum_{k=0}^n n = n \sum_{k=0}^n 1 = n(n+1). \end{aligned}$$

Ganz allgemein dürfen die Summanden einer endlichen Summe beliebig umgeordnet werden; dies geht aus wiederholter Anwendung des Kommutativgesetzes und des Assoziativgesetzes hervor. Die Formalisierung dieser Tatsache geschieht vermittle einer frei wählbaren Permutation des Indexbereichs. Der zuvor diskutierte Sachverhalt stellt sich dahingehend als Spezialfall mit der auf der Menge $\{0, \dots, n\}$ definierten Permutation $\pi(k) = n - k$ dar.

Satz 6.7 (Permutation der Reihenfolge).

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. Induktion über n . 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

Dass die Reihenfolge der Summierung keine Rolle spielt, gibt Anlass zu einer abstrakten Fassung der Summierung selbst, die von vornherein auf die Festlegung einer bestimmten Reihenfolge verzichtet.

Satz 6.8. Sei M eine endliche Menge, sei $a: M \rightarrow \mathbb{R}$. Die Festlegung

$$\sum_{k \in M} a_k := \sum_{i=m}^n a_{f(i)}, \quad |M| = n - m + 1, \quad f: \{m, \dots, n\} \rightarrow M \text{ bijektiv}$$

ist wohldefiniert, wobei f frei gewählt werden darf.

Beweis. Es gilt zu zeigen, dass die Summe auch wirklich unabhängig von der gewählten Bijektion ist. Sind f, g zwei solcher Bijektionen, so ist $\pi := g^{-1} \circ f$ ebenfalls bijektiv, also eine Permutation des Indexbereichs. Vermittels Satz 6.7 gilt daher

$$\sum_{i=m}^n a_{f(i)} = \sum_{i=m}^n a_{g(\pi(i))} = \sum_{i=m}^n a_{g(i)}. \quad \square$$

Im Weiteren ist man nun befähigt, die Begrenzung des Indexbereichs durch Ungleichungen streng zu definieren. Man legt fest

$$\sum_{m \leq k \leq n} a_k := \sum_{k \in M} a_k, \quad M := \{k \in \mathbb{Z} \mid m \leq k \wedge k \leq n\}.$$

Somit ist streng begründet, dass die Ungleichungen $m \leq k$ und $k \leq n$ einer Äquivalenzumformung unterzogen werden dürfen, denn von diesen bleibt die Menge M , und somit die Summe unberührt.

Ein letztes Detail darf aber nicht vergessen werden. Im Vorfeld der oder Anschluss an die Umformung der Ungleichungen wird ggf. eine Substitution der Laufvariable durchgeführt. Streng genommen muss noch abgeklärt werden, dass dies unter allen Umständen unverfänglich ist. Gewissheit schafft der

Satz 6.9 (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 $f = \varphi \circ g$, nämlich ist dies $g := \varphi^{-1} \circ f$. Infolge gilt

$$\sum_{k \in M} a_k = \sum_{i=1}^{|M|} a_{f(i)} = \sum_{i=1}^{|M|} a_{\varphi(g(i))} = \sum_{k' \in M'} a_{\varphi(k')}. \quad \square$$

Für die allgemeine Form der Summierung gelten anloge Regeln. Genauer lassen sich die bereits bewiesenen Regeln direkt übertragen. Man prüft unschwer nach, dass gilt

$$\sum_{k \in M} c a_k = c \sum_{k \in M} a_k, \quad \sum_{k \in M} (a_k + b_k) = \sum_{k \in M} a_k + \sum_{k \in M} b_k.$$

Zur Aufteilung sei $M = A \cup B$ mit $A \cap B = \emptyset$, also eine disjunkte Zerlegung von M in A, B . Dann gilt

$$\sum_{k \in M} a_k = \sum_{k \in A} a_k + \sum_{k \in B} a_k.$$

Bezüglich der Indikatorfunktion $1_A: M \rightarrow \{0, 1\}$ zu $A \subseteq M$ gilt nun

$$\sum_{k \in M} 1_A(k) a_k = \sum_{k \in A} a_k,$$

denn $M = A \cup (M \setminus A)$ ist eine disjunkte Zerlegung, so dass gilt

$$\sum_{k \in M} 1_A(k) a_k = \sum_{k \in A} \underbrace{1_A(k)}_{=1} a_k + \sum_{k \in M \setminus A} \underbrace{1_A(k)}_{=0} a_k = \sum_{k \in A} a_k.$$

Ist $A \subseteq \mathbb{Z}$ endlich, dürfen wir daher definieren

$$\sum_k 1_A(k) a_k = \sum_{k \in \mathbb{Z}} 1_A(k) a_k := \sum_{k \in A} a_k,$$

da diese Summe in Wirklichkeit endlich ist, also niemals über unendlich viele Indizes läuft. Diese Sichtweise bietet unter Umständen Vorteile bei der Umformung von Summen.

6.1.2. Endliche Produkte

Endliche Produkte weisen analoge Rechenregeln zu den endlichen Summen auf, kommen allerdings weit weniger häufig vor als diese. Infolgedessen verlaufen die Beweise ebenso analog, weshalb ich darauf verzichten will, diese weitläufig aufzuführen. Verbreitet sind endliche Produkte von Zahlen vor allem in der Kombinatorik, zum Beispiel in Form von Faktoriellen und Binomialkoeffizienten.

Für eine Folge $a: \mathbb{Z} \rightarrow \mathbb{R}$ definiert man rekursiv

$$\prod_{k=m}^{m-1} a_k := 1, \quad \prod_{k=m}^n a_k := a_n \prod_{k=m}^{n-1} a_k.$$

Sei $c \in \mathbb{Z}_{\geq 0}$ eine Konstante. Es gilt

$$\prod_{k=m}^n a_k^c = \left(\prod_{k=m}^n a_k \right)^c, \quad \prod_{k=m}^n (a_k b_k) = \left(\prod_{k=m}^n a_k \right) \left(\prod_{k=m}^n b_k \right).$$

Die Aufteilung von Produkten geht vonstatten gemäß

$$\prod_{k=m}^n a_k = \left(\prod_{k=m}^{p-1} a_k \right) \left(\prod_{k=p}^n a_k \right), \quad m \leq p \leq n+1.$$

Für jede Konstante $c \in \mathbb{R}$ gilt

$$\prod_{k=m}^n c = c^{n+1-m}, \quad \prod_{k=m}^n (c a_k) = c^{n+1-m} \prod_{k=m}^n a_k.$$

Bei manchen Umformungen hilft das Teleskopprodukt

$$\prod_{k=m}^n \frac{a_{k+1}}{a_k} = \frac{a_{n+1}}{a_m}, \quad \text{sofern } \forall k \in \{m, \dots, n\}: a_k \neq 0.$$

6.1.3. Anzahl der Abbildungen

Abstrakt gesehen thematisiert die abzählende Kombinatorik die Frage nach der Anzahl der Elemente endlicher Mengen. Die Mengenlehre hilft bei der Formalisierung, und infolgedessen beim strengen Beweis kombinatorischer Gesetzmäßigkeiten.

Zur Einführung stellt man häufig die Frage, wie viele mögliche Tupel eine Produktmenge enthält. Üblicherweise formuliert man diese unkomplizierte Aufgabe aber nicht in der Gestalt der Mengenlehre, sondern fragt, wie viele Zahlen eine Binärsequenz aus k Bits enthält, oder wie viele Zeichenketten der Länge k mit 26 Buchstaben formulierbar sind. Abstrakt gesehen geht es bei den Binärsequenzen um die Anzahl der Elemente von $\{0, 1\}^k$. Analog geht es bei den Zeichenketten um die Anzahl der Elemente von

$$\{ 'a', 'b', \dots, 'z' \}^k.$$

Die Elemente sind jeweils Tupel der Länge k . Bezüglich B^k will ich $|B|$ so wie bei Stellenwertsystemen als die *Basis* bezeichnen. Dass $|A \times B| = |A| \cdot |B|$ für beliebige Mengen gilt, wurde bereits aufgezeigt. Demnach gilt

$$|B^k| = |B|^k = n^k, \quad n := |B|.$$

Mit den $n = 2$ Binärwerten sind dies 256 Binärsequenzen der Länge $k = 8$. Oder mit $n = 26$ Buchstaben sind es 676 Zeichenketten der Länge $k = 2$, und schon 17576 Zeichenketten der Länge $k = 3$.

In der Vergangenheit empfohlen Dienste häufig oder machten es obligatorisch, Passwörter dadurch sicherer zu machen, indem neben Buchstaben auch noch Ziffern und Sonderzeichen eingegeben werden sollten. Man empfahl also, die Basis n zu vergrößern, um die Länge gering zu halten. Nimmt man an, dass so ein Passwort rein zufällig ausgewürfelt wird, ist es bei bereits hinreichend großer Basis aber wesentlich sinnvoller, abermals den Exponenten k zu erhöhen. Bei Hinzunahme der 10 Ziffern zu den 26 Buchstaben bekommt man mit $n = 36$ für $k = 3$ eine Zahl von 46656 Zeichenketten. Unterscheidet man zudem zwischen kleinen und großen Buchstaben, sind es immerhin 238328. Mit $n = 26$ und $k = 4$ sind es aber bereits 456976.

In der professionellen Kryptografie nennt man n^k die *Schlüsselraumgröße*, die bei modernen symmetrischen Kryptosystemen mindestens 2^{128} beträgt. Und der Schlüssel wird am besten rein zufällig gewählt. Zur Kodierung in der Basis n muss man die Gleichung $2^{128} = n^k$ nach k umformen, das macht

$$k = 128 \frac{\lg(2)}{\lg(n)}.$$

Das sind acht Blöcke je vier Hexadezimalziffern. Oder 22 Zeichen zur Basis 62. Es ist davon auszugehen, dass dies ebenso sehr ein sicheres Passwort darstellt.

Zur Erinnerung, ein Tupel aus B^k darf auch als eine endliche Folge interpretiert werden, das ist eine Abbildung $\{0, \dots, k-1\} \rightarrow B$. Dahingehend ergibt sich die abstrakte Fassung

Satz 6.10 (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. Die Festlegung der übrigen Werte geschieht gemäß der Einschränkung von f auf $X \setminus \{x\}$, und die Zahl dieser Abbildungen beträgt n^{k-1} gemäß der Induktionsvoraussetzung. Man hat also n mal n^{k-1} Möglichkeiten, das sind n^k . \square

Gleichwohl die dargelegte Beweisführung recht genau erscheint, bezieht sie sich im Induktionsschritt an der wesentlichen Stelle auf rationale Überlegungen, die allerdings nicht aus bereits formal bewiesenen Regeln der Mengenlehre entstammen. Zur Schließung der Lücke muss man sich daran erinnern, dass

$$|Y^{A \cup B}| = |Y^A \times Y^B| = |Y^A| \cdot |Y^B|, \text{ sofern } A \cap B = \emptyset.$$

Zusammen mit $|Y^{\{x\}}| = n$ wird der Induktionsschritt damit präzisiert zu

$$|Y^X| = |Y^{(X \setminus \{x\}) \cup \{x\}}| = |Y^{X \setminus \{x\}}| \cdot |Y^{\{x\}}| \stackrel{\text{IV}}{=} n^{k-1} \cdot n = n^k.$$

6.1.4. Anzahl der Injektionen

Bei den Passwörtern durfte jedes Zeichen beliebig oft vorkommen. Stellt man die Aufgabe so, dass jedes Zeichen nur ein einziges Mal vorkommen darf, verringert sich die Anzahl der Möglichkeiten. Zum Beispiel wird gefragt nach der Zahl der Ketten, die aus zwei der vier Buchstaben a, b, c, d besteht. Man kann dazu ein Baumdiagramm aufstellen. Für den ersten Buchstaben bestehen vier Möglichkeiten, woraufhin für den zweiten Buchstaben jeweils noch drei Möglichkeiten übrig bleiben. Das macht $4 \cdot 3 = 12$ Möglichkeiten. Die Berechnung verläuft gemäß der

Definition 6.2 (Fallende Faktorielle).

Für $n \in \mathbb{Z}$ und $k \in \mathbb{Z}_{\geq 0}$ legt man rekursiv fest

$$n^0 := 1, \quad n^k := n \cdot (n-1)^{k-1}.$$

Zu $n = 4$ Buchstaben und $k = 2$ Stellen ergibt sich

$$n^k = 4^2 = 4 \cdot 3^1 = 4 \cdot 3 \cdot 2^0 = 4 \cdot 3 \cdot 1 = 12.$$

Per Induktion über k bestätigt man die Produktformel

$$n^k = \prod_{i=0}^{k-1} (n-i) = \prod_{i=1}^k (n+1-i) = n \cdot (n-1) \cdot \dots \cdot (n+1-k).$$

Der Sachverhalt kann nun wieder abstrakt gefasst werden.

Satz 6.11 (Anzahl der Injektionen).

Seien X, Y endliche Mengen, wobei $|X| = k$ und $|Y| = n$ gelte. Die Menge der Injektionen $X \rightarrow Y$ enthält n^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 $n^0 = 1$.

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 $(n-1)^{k-1}$ gibt. Es sind also n mal $(n-1)^{k-1}$ Möglichkeiten, was definitionsgemäß gleich n^k ist. \square

Im Spezialfall $n = k$ muss müssen die Abbildungen außerdem surjektiv, und damit bijektiv sein. Deren Anzahl wird gezählt durch die spezielle fallende Faktorielle n^n , die man *Fakultät* nennt und $n!$ notiert. Spezialisiert man die Definition der fallenden Faktoriellen dahingehend, ergibt sich die

Definition 6.3 (Fakultät).

Für $n \in \mathbb{Z}_{\geq 0}$ legt man rekursiv fest

$$0! := 1, \quad n! := n \cdot (n-1)!.$$

Speziell im Fall $X = Y$ sind die Bijektionen die Permutationen auf der Menge X . Somit ist $n!$ auch die Anzahl der Permutationen von n verschiedenen Objekten. In Alltagssprache formuliert lassen sich n unterschiedliche Gegenstände in $n!$ Reihenfolgen bringen.

6.1.5. Anzahl der Teilmengen

Aber wie verhält es sich, wenn die Reihenfolge keine Rolle spielt? Dazu sei eine Menge Y von $n = |Y|$ Objekten gegeben, aus der k Objekte ausgewählt werden. Diese Auswahl nennt man eine *Kombination*. Sie ist als Ansammlung unterschiedlicher Objekte, bei der es nicht auf die Reihenfolge ankommt, aber wesensmäßig nichts anderes als eine Menge. Gesucht ist demzufolge die Anzahl der Teilmengen von Y , die genau k Elemente enthalten. Die Lösung dieser Aufgabe wird berechnet durch den *Binomialkoeffizient* $\binom{n}{k}$, der zunächst einmal erklärt werden muss.

Definition 6.4 (Binomialkoeffizient).

Für $n \in \mathbb{Z}$ und $k \in \mathbb{Z}_{\geq 0}$ setzt man

$$\binom{n}{k} := \frac{1}{k!} n^{\underline{k}}.$$

Stellt man den Binomialkoeffizient als Funktion von (n, k) tabellarisch dar, erkennt man früher oder später, dass dieser einer einfachen Rekurrenz genügt. Nämlich liegt, insofern n die Zeilen und k die Spalten durchläuft, die Summe zweier Einträge unterhalb des zweiten Eintrags; die graphische Darstellung dieses Sachverhaltes wird *pascalsches Dreieck* genannt. Das heißt, es gilt der

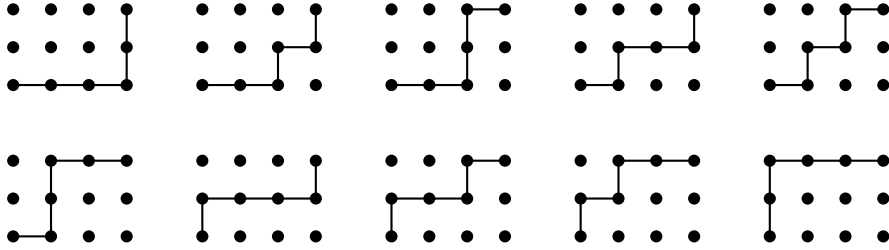
Satz 6.12. Für $n \in \mathbb{Z}$ und $k \geq 1$ gilt

$$\binom{n}{k} = \binom{n-1}{k-1} + \binom{n-1}{k}.$$

Beweis. Es findet sich die Umformung

$$\begin{aligned} \binom{n-1}{k-1} + \binom{n-1}{k} &= \frac{(n-1)^{\underline{k-1}}}{(k-1)!} + \frac{(n-1)^{\underline{k}}}{k!} = \frac{k(n-1)^{\underline{k-1}}}{k!} + \frac{(n-1)^{\underline{k-1}}(n-k)}{k!} \\ &= \frac{(n-1)^{\underline{k-1}}}{k!} (k + n - k) = \frac{n(n-1)^{\underline{k-1}}}{k!} = \frac{n^{\underline{k}}}{k!} = \binom{n}{k}. \quad \square \end{aligned}$$

Setzt man die beiden Anfangsbedingungen $\binom{n}{0} = 1$ und $\binom{n}{n} = 1$ zusätzlich voraus, wird $\binom{n}{k}$ für $0 \leq k \leq n$ durch die Rekurrenz charakterisiert. Genau genommen

Abb. 6.1.: Die 10 monotonen Gitterwege von $(0, 0)$ nach $(3, 2)$.

muss dafür zudem abgesichert werden, dass die Rekursion zu jedem Argument (n, k) durch die Anfangsbedingungen fundiert ist, was aber leicht ersichtlich wird. Da n bei der Rekurrenz in jedem Argument um eins verringert auftritt, wird aufgrund $0 \leq k \leq n$ irgendwann $k = 0$ oder $k = n$ sein müssen, weil sich der Abstand zwischen 0 und n immer weiter vermindert.

Satz 6.13 (Anzahl der Teilmengen).

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. 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. Gleichermäßen 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

$$|C_k(Y)| = |C_{k-1}(Y \setminus \{y\})| + |C_k(Y \setminus \{y\})| \stackrel{\text{IV}}{=} \binom{n-1}{k-1} + \binom{n-1}{k} = \binom{n}{k}. \quad \square$$

Kombinatorische Aufgaben tendieren dazu, sich einer bildlichen Anschauung zu entziehen. Um dem ein wenig entgegenzuwirken, will ich den folgenden Sachverhalt aufführen, der die Binomialkoeffizienten mit monotonen Gitterwegen in Be-

ziehung setzt. Als Beispiel listet Abb. 6.1 jeden der 10 möglichen Wege von Knoten $(0, 0)$ nach Knoten $(3, 2)$ auf.

Satz 6.14. Ein Weg auf dem Gitter $\mathbb{Z} \times \mathbb{Z}$ heie *monoton*, wenn von (x, y) aus lediglich der Schritt nach $(x + 1, y)$ oder der Schritt nach $(x, y + 1)$ gewhrt ist. Die Anzahl der monotonen Gitterwege von $(0, 0)$ nach (x, y) betrgt

$$\frac{(x + y)!}{x!y!} = \binom{x + y}{x} = \binom{x + y}{y}.$$

Beweis. Es bezeichne $f(x, y)$ die Anzahl der monotonen Wege von $(0, 0)$ nach (x, y) . Zum Erreichen eines Punktes auf den Achsen besteht immer nur ein mglicher Weg, womit $f(x, 0) = 1$ und $f(0, y) = 1$ gelten muss. Ein nicht auf den Achsen befindlicher Punkt (x, y) kann von $(x - 1, y)$ oder $(x, y - 1)$ aus erreicht werden, was zur Rekurrenz

$$f(x, y) = f(x - 1, y) + f(x, y - 1)$$

fhrt. Die Tabellierung der Werte macht ersichtlich, dass sie ein gedrehtes pascalsches Dreieck erzeugt. Wir setzen daher $C(x + y, x) := f(x, y)$ und fhren die Koordinatentransformation $x + y = n$ und $x = k$ aus. Die Rekurrenz nimmt damit die Form

$$C(n, k) = C(n - 1, k - 1) + C(n - 1, k), \quad C(n, 0) = 1, \quad C(n, n) = 1$$

an, die aber eindeutig den Binomialkoeffizienten charakterisiert. \square

Ein analoger Sachverhalt besteht fr Gitter in hheren Dimensionen, was zum Begriff des *Multinomialkoeffizienten* fhrt.

Man kann auch eine gruppentheoretische Sichtweise auf die Kombinationen einnehmen. Die Teilmengen von Y mit k Elementen sind wie Listen, die jedes der k Elemente genau einmal enthalten. Der Unterschied zu diesen Listen besteht genau darin, dass es bei den Teilmengen nicht auf die Reihenfolge der Elemente ankommt. Um die Anzahl der Teilmengen zu zhlen, mssen demzufolge Listen, die sich lediglich durch ihre Reihenfolge unterscheiden, als quivalent angesehen werden. Ihre quivalenzklassen stellen somit quasi Listen dar, die die Reihenfolge ihrer Elemente vergessen haben.

Wir verwenden eine beliebige Menge X mit $|X| = k$ als Indexmenge, beispielsweise direkt $X := \{0, \dots, k - 1\}$. Je zwei Listen sind damit gegeben durch Injektionen $f, g: X \rightarrow Y$. Die beiden Listen werden als quivalent angesehen, sofern sie sich lediglich durch eine Permutation π ihrer Indizes unterscheiden, also

$$f \sim g :\Leftrightarrow \exists \pi \in S_k: f = g \circ \pi.$$

Es sei ferner $\text{Inj}(X, Y)$ die Menge der Injektionen $X \rightarrow Y$ und $\text{Inj}(X, Y)/S_k$ die Quotientenmenge bezüglich der Äquivalenzrelation bzw. der Gruppe S_k .

Satz 6.15. Es sei $C_k(Y)$ die Menge der k -elementigen Teilmengen von Y . Zwischen $\text{Inj}(X, Y)/S_k$ 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. Die Abbildung φ ist wohldefiniert, denn für je zwei f, g mit $f \sim g$ ist eine Permutation π vorhanden, so dass gilt

$$f(X) = (g \circ \pi)(X) = g(\pi(X)) = g(X).$$

Zum Nachweis der Injektivität von φ muss $[f] = [g]$ aus $f(X) = g(X)$ gewonnen werden. Gesucht ist also eine Permutation π mit $f = g \circ \pi$. Weil g injektiv ist, existiert eine Linksinverse g^{-1} , so dass $\pi := g^{-1} \circ f$ gewählt werden kann. Es verbleibt die Gleichheit $f = g \circ g^{-1} \circ f$ zu bestätigen. Zwar ist g^{-1} im Allgemeinen keine Rechtsinverse von g , ihre Einschränkung auf $g(X)$ aber schon. Wegen $f(X) = g(X)$ hebt sich $g \circ g^{-1}$ daher auf $f(X)$ weg.

Zur Surjektivität von φ . Hier ist zu zeigen, dass es zu jeder Menge $B \in C_k(Y)$ eine Injektion $f: X \rightarrow Y$ mit $f(X) = B$ gibt. Weil X und B gleichmächtig sind, existiert eine Bijektion $f_0: X \rightarrow B$, womit man die gesuchte Injektion mit der Setzung $f(x) := f_0(x)$ erhält. \square

Bezüglich $|X| = k$ tut sich nun die Umformung

$$|C_k(Y)| \stackrel{(1)}{=} |\text{Inj}(X, Y)/S_k| \stackrel{(2)}{=} \frac{|\text{Inj}(X, Y)|}{|S_k|} = \frac{n^k}{k!} = \binom{n}{k}$$

auf. Der Schritt (1) wurde bereits durch Satz 6.15 abgeklärt. Die Einsicht in (2) erhält man folgendermaßen. Für jede Gruppe G gilt die Bahnformel $|G| = |f \circ G| \cdot |G_f|$. Bei trivialer Fixgruppe G_f gilt $|G_f| = 1$, mithin $|f \circ G| = |G|$. Namentlich bei der symmetrischen Gruppe $G = S_k$ tritt dieser Umstand ein. 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, ergibt sich deshalb die Faktorisierung

$$|\text{Inj}(X, Y)| = |S_k| \cdot |\text{Inj}(X, Y)/S_k|.$$

Tabelle 6.1.: Der zwölfältige Weg

	$f \in \text{Abb}(X, Y)$	$f \in \text{Inj}(X, Y)$	$f \in \text{Sur}(X, Y)$
f	n^k	$n^{\underline{k}}$	$n! \left\{ \begin{smallmatrix} k \\ n \end{smallmatrix} \right\}$
$f \circ S_k$	$\binom{n+k-1}{k}$	$\binom{n}{k}$	$\binom{k-1}{k-n}$
$S_n \circ f$	$\sum_{i=0}^n \left\{ \begin{smallmatrix} k \\ i \end{smallmatrix} \right\}$	$[k \leq n]$	$\left\{ \begin{smallmatrix} k \\ n \end{smallmatrix} \right\}$
$S_n \circ f \circ S_k$	$p_n(n+k)$	$[k \leq n]$	$p_n(k)$

Der gemachte Gedankengang kann auch unter anderen Umständen vorgenommen werden, dergestalt dass statt den Injektionen die Surjektionen oder sämtliche Abbildungen betrachtet werden. Es entsteht der *zwölfältige Weg*, – wenn man so will, ein kleines Periodensystem der Kombinatorik, siehe Tabelle 6.1. [55]

Der Term $\left\{ \begin{smallmatrix} k \\ n \end{smallmatrix} \right\}$ steht dabei für die Stirlingzahlen zweiter Art, das ist die Anzahl der Möglichkeiten, wie eine Menge von k Elementen in n disjunkte nichtleere Teilmengen zerlegt werden kann. Der Term $p_n(k)$ steht für die Anzahl der Partitionen der Zahl k in n Teile. Der Term $[k \leq n]$ steht für »1, falls $k \leq n$, sonst 0«.

6.1.6. Anzahl der Multimengen

Aus der Frage nach der Anzahl Kombinationen geht als abgewandelte Problemstellung die Frage nach der Anzahl Kombinationen mit Wiederholung einher. Das heißt, während bei einer Kombination von k aus n unterschiedlichen Objekten jedes der k Objekte höchstens einmal auftreten darf, kann bei einer Kombination mit Wiederholung jedes der n Objekte beliebig häufig, also bis zu k mal auftreten. Während eine Kombination eine Menge von k aus einer Menge von n Elementen darstellt, handelt es sich bei einer Kombination mit Wiederholung um eine Multimenge von k aus der Menge von n Elementen.

Eine gute Veranschaulichung bietet die folgende Aufgabe. Aus einem Sack mit unerschöpflich vielen Bauklötzen der Farben rot, grün, blau und gelb werden gleichzeitig fünf Stück gezogen. Zur Frage steht, wie viele unterschiedliche Farbkombinationen es gibt.

Diese Aufgabe kann als die Frage nach der Anzahl monotoner Gitterwege umgedeutet werden. Ein Schritt nach rechts fügt dabei einen Klotz zur Sammlung hinzu. Ein Schritt nach oben wechselt dagegen in die nächste Farbe, ohne die bisherige Sammlung von Klötzen zu vergrößern. Siehe Abb. 6.2. Es stellt sich heraus, dass sich diese Sichtweise zur Methodik *Stars and Bars* gleichbedeutend verhält. Dabei

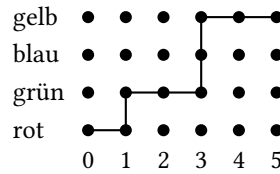


Abb. 6.2.: Eine Kombination von fünf Klötzen in bis zu vier Farben.

wird ein Sternchen für einen Klotz gesetzt und ein Stab als Abgrenzung zwischen zwei Farben. Man setzt ein Sternchen also gerade für einen Schritt nach rechts und einen Stab suggestiv für einen Schritt nach oben.

Man muss hier vorsichtig sein, keinen Off-by-one-Fehler zu machen. Zwar gibt es vier Farben, diese werden allerdings mit 0, 1, 2, 3 nummeriert. Eine Sammlung von k Klötzen aus einem Sack mit n Farben entspricht also einem Gitterweg von $(0, 0)$ zu $(k, n - 1)$. Die Anzahl der Farbkombinationen beträgt somit

$$\left(\binom{n}{k} \right) := \binom{k + n - 1}{k} = \binom{k + n - 1}{n - 1} = \binom{5 + 4 - 1}{4 - 1} = \binom{8}{3} = 56.$$

Das doppelt geklammerte Analogon zum Binomialkoeffizienten wird also als die Anzahl der k -elementigen Multimengen mit Elementen aus einer Menge von n Elementen interpretiert. Wie es scheint, stimmt sie mit der Anzahl der k -elementigen Teilmengen aus einer Menge von $k + n - 1$ Elementen überein.

6.1.7. Gesamtzahl der Teilmengen

Die Zählung der Teilmengen beschränkte sich zuvor auf Teilmengen fester Größe. Nun würden wir gerne auch in Erfahrung bringen, wie viele mögliche Teilmengen einer Menge M es insgesamt gibt, also wie groß die Potenzmenge von M ist.

Zunächst kurz ein leichter Hilfssatz.

Satz 6.16. Aus $A \subseteq B$ folgt $A \setminus C \subseteq B \setminus C$.

Beweis. Es gelte $x \in A \setminus C$. Das bedeutet, $x \in A$ und $x \notin C$. Laut der Voraussetzung folgt $x \in B$ aus $x \in A$. Somit gilt sowohl $x \in B$ als auch $x \notin C$, also $x \in B \setminus C$. \square

Als nächstes klären wir die Rekurrenz der Potenzmengenoperation ab, die daraufhin in einem Induktionsbeweis Verwendung findet. Auf Basis ihrer lässt sich außerdem ein Algorithmus zur Aufzählung der Potenzmenge erstellen.

Satz 6.17 (Rekurrenz der Potenzmengenoperation).

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

$$T \subseteq M \cup \{x\} \Leftrightarrow T \subseteq M \vee \exists A \subseteq M: T = A \cup \{x\}.$$

Die rechte Seite gelte. 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 $T \subseteq M \cup \{x\}$.

Die linke Seite gelte. Mit $T \subseteq M \cup \{x\}$ und $x \notin M$ folgt per Satz 6.16

$$T \setminus \{x\} \subseteq (M \cup \{x\}) \setminus \{x\} = M, \text{ also } T \setminus \{x\} \subseteq M.$$

Im Fall $x \notin T$ ist $T = T \setminus \{x\}$, womit man $T \subseteq M$ erhält. Im gegenteiligen Fall $x \in T$ wird $A := T \setminus \{x\}$ als Zeuge der Existenzaussage gewählt. \square

Es verhält sich dergestalt, dass *sämtliche* in der Rekurrenz auftretende Vereinigungen solche disjunkter Mengen sind. Man darf die Rekurrenz somit auch als

$$\mathcal{P}(M \uplus \{x\}) = \mathcal{P}(M) \uplus \bigcup_{A \in \mathcal{P}(M)} \{A \uplus \{x\}\}$$

notieren. Nun zur gesuchten Anzahl.

Satz 6.18. Mit $|M| = n$ gilt $|\mathcal{P}(M)| = 2^n$.

Beweis. Induktion über n . Im Anfang $n = 0$ muss $M = \emptyset$ sein, also $\mathcal{P}(M) = \{\emptyset\}$, das macht $|\mathcal{P}(M)| = 1 = 2^0$.

Zum Schritt. Es gelte $|M| = n$ und es sei $x \notin M$. Vermittels Satz 6.17, wo man es außerdem mit Vereinigungen disjunkter Mengen zu tun hat, erhält man

$$|\mathcal{P}(M \cup \{x\})| = |\mathcal{P}(M)| + |\{A \cup \{x\} \mid A \in \mathcal{P}(M)\}| \stackrel{\text{IV}}{=} 2^n + 2^n = 2^{n+1}. \square$$

Einen kürzeren Beweis erhalten wir, wenn ihr uns daran erinnern, dass $\mathcal{P}(M)$ und $\text{Abb}(M, \{0, 1\})$ gleichmächtig sind. Demnach gilt

$$|\mathcal{P}(M)| = |\text{Abb}(M, \{0, 1\})| = |\{0, 1\}|^{|M|} = 2^{|M|}.$$

Als Korollar ergibt sich kurzerhand die Beziehung

$$\sum_{k=0}^n \binom{n}{k} = 2^n,$$

denn summiert man die Anzahl der k -elementigen Teilmengen über k , erhält man die Anzahl sämtlicher Teilmengen einer Menge von n Elementen. Und führt man einen unabhängigen Induktionsbeweis dieser Beziehung, erhält man umgekehrt einen dritten Beweis von Satz 6.18.

6.2. Zur elementaren Zahlentheorie

6.2.1. Kongruenzen

Die elementare Zahlentheorie beschäftigt sich mit der Teilbarkeit von Zahlen, den Resten, die bei der Ganzzahldivision übrig bleiben und der Auffindung ganzzahliger Lösungen von Gleichungen. Lange Zeit als ein Gebiet der reinen Mathematik angesehen, stellte sie sich als bedeutsam für die praktische Informatik und die Kryptologie heraus.

Die *modulare Arithmetik*, auch *Restklassenarithmetik* genannt, ist ein wichtiges Hilfsmittel der elementaren Zahlentheorie. Sie geht aus der gewöhnlichen Arithmetik hervor, indem zwei ganze Zahlen als gleich angesehen werden, wenn sie bei Division durch eine vorab gewählte feste Zahl denselben Rest lassen. Diese Form der Gleichheit nennt man *Kongruenz*, die feste Zahl den *Modul*. Kongruenz zweier Zahlen ist damit gleichbedeutend, dass die eine Zahl zur anderen um ein Vielfaches des Moduls verschoben liegt, was nichts anderes bedeutet, als dass der Modul die Differenz der beiden Zahlen teilt.

Man vermittelt das Konzept gern am Lauf von Uhrzeigern. Hierbei werden die Stunden 0, 12, 24, 36 usw. als gleich angesehen. Entsprechend werden die Stunden 1, 13, 25, 37 usw. als gleich angesehen. Es verbleiben nur noch 12 unterschiedliche Zeitpunkte, die vollen Stunden 0, 1, ..., 11. Ein Uhrzeiger auf 11 Uhr trifft zwei Stunden später auf 1 Uhr. Anders ausgedrückt sind die Zahlen $11 + 2$ und 1 kongruent Modulo 12, was nach Carl Friedrich Gauß in der Form

$$11 + 2 \equiv 1 \pmod{12}$$

notiert wird.

Definition 6.5 (Kongruenz).

Zwei ganze Zahlen a, b heißen kongruent modulo m , wenn ihre Differenz $a - b$ durch m teilbar ist,

$$a \equiv b \pmod{m} : \Leftrightarrow \exists k \in \mathbb{Z}: a - b = km.$$

Statt $\equiv \pmod{m}$ schreibt man beim Rechnen meist kürzer $\equiv (m)$.

Satz 6.19. Die Kongruenz ist eine Äquivalenzrelation, das heißt, es gilt

$$a \equiv a \pmod{m}, \quad (\text{Reflexivität})$$

$$a \equiv b \Rightarrow b \equiv a \pmod{m}, \quad (\text{Symmetrie})$$

$$a \equiv b \wedge b \equiv c \Rightarrow a \equiv c \pmod{m}. \quad (\text{Transitivität})$$

Beweis. Für die Reflexivität ist ein k mit $0 = a - a = km$ zu finden. Setze $k = 0$.

Bei der Symmetrie gibt es nach Voraussetzung ein k mit $a - b = km$. Dann ist $b - a = -km$. Setze $k' = -k$. Es gibt also k' mit $b - a = k'm$, somit gilt $b \equiv a$.

Bei der Transitivität gibt es nach Voraussetzung ein k mit $a - b = km$ und ein l mit $b - c = lm$. Das heißt, es gilt $km + lm = a - c$, ergo $a - c = (k + l)m$. Setze $k' = k + l$. Es gibt also k' mit $a - c = k'm$. Somit gilt $a \equiv c$. \square

Satz 6.20. Für ganze Zahlen a, b, c gelten die Äquivalenzen

$$a \equiv b \pmod{m} \Leftrightarrow a + c \equiv b + c \pmod{m},$$

$$a \equiv b \pmod{m} \Leftrightarrow a - c \equiv b - c \pmod{m}.$$

Beweis. Unter Beachtung von $(b + c) - (a + c) = b - a$ findet man

$$\begin{aligned} a \equiv b \pmod{m} &\Leftrightarrow (\exists k \in \mathbb{Z}: b - a = km) \\ &\Leftrightarrow (\exists k \in \mathbb{Z}: (b + c) - (a + c) = km) \\ &\Leftrightarrow a + c \equiv b + c \pmod{m}. \end{aligned}$$

Bei der Subtraktion von c verläuft die Überlegung analog. \square

Satz 6.21. Für ganze Zahlen a, b, c gilt die Implikation

$$a \equiv b \pmod{m} \Rightarrow ac \equiv bc \pmod{m}.$$

Beweis. Unter der Voraussetzung $a \equiv b \pmod{m}$ gibt es ein k mit $b - a = km$. Es gilt im Weiteren die Umformung

$$b - a = km \Leftrightarrow (b - a)c = kcm \Leftrightarrow bc - ac = k'm$$

mit $k' := kc$. Man hat also $\exists k' \in \mathbb{Z}: bc - ac = k'm$, was definitionsgemäß äquivalent zu $ac \equiv bc \pmod{m}$ ist. \square

Satz 6.22. Gilt $a \equiv a' \pmod{m}$ und $b \equiv b' \pmod{m}$, dann gilt auch

$$a + b \equiv a' + b' \pmod{m},$$

$$a - b \equiv a' - b' \pmod{m},$$

$$ab \equiv a'b' \pmod{m}.$$

Beweis. Es findet sich:

$$\frac{a \equiv a' \quad b \equiv b'}{a + b \equiv a' + b'} \qquad \frac{a \equiv a' \quad b \equiv b'}{ab \equiv a'b'}$$

Alle Kongruenzen sind hier modulo m für m fest, aber beliebig. Für die Subtraktion verläuft die Überlegung analog. \square

Satz 6.23. Addition des Moduls führt auf eine kongruente Zahl:

$$a \equiv a + m \equiv a - m \pmod{m}.$$

Beweis. Es gilt

$$a \equiv a + m \pmod{m} \Leftrightarrow (\exists k \in \mathbb{Z}: km = (a + m) - a = m).$$

Man setze $k = 1$. Bei

$$a \equiv a - m \pmod{m} \Leftrightarrow (\exists k \in \mathbb{Z}: km = (a - m) - a = -m)$$

setze man $k = -1$. \square

6.2.2. Teilbarkeit

Die Beziehung » m teilt a « ist definiert als

$$m \mid a : \Leftrightarrow (\exists k \in \mathbb{Z}: a = km) \Leftrightarrow a \equiv 0 \pmod{m}.$$

Während die Kongruenz eine Äquivalenzrelation ist, stellt die Teilbarkeit eine Halbordnung dar, dergestalt dass sie die drei Axiome

$$\forall a \in \mathbb{Z}: a \mid a, \quad (\text{Reflexivität})$$

$$\forall a, b \in \mathbb{Z}: a \mid b \wedge b \mid a \Rightarrow a = b, \quad (\text{Antisymmetrie})$$

$$\forall a, b, c \in \mathbb{Z}: a \mid b \wedge b \mid c \Rightarrow a \mid c. \quad (\text{Transitivität})$$

erfüllt. Teilt a die Zahl b , ist a also in gewisser Weise kleiner als oder gleich b .

6.2.3. Restklassenringe

Wir könnten nun beginnen, mit der modularen Arithmetik interessante Probleme zu lösen. Zunächst möchte ich aber erläutern, wie die modulare Arithmetik mit dem Restklassenring zusammenhängt. Unter diesem Blickwinkel bekommen wir ein tieferes Verständnis und können Mittel der Ringtheorie und Gruppentheorie anwenden.

Zu einer ganzen Zahl a ist die *Restklasse* modulo m definiert als

$$[a]_m := \{x \mid x \equiv a \pmod{m}\}.$$

Eine alternative Schreibweise für $[a]_m$ ist $a + m\mathbb{Z}$. Weil die Kongruenz eine Äquivalenzrelation ist, handelt es sich bei den Restklassen um Äquivalenzklassen. Wir betrachten nun die Quotientenmenge

$$\mathbb{Z}/m\mathbb{Z} := \{[a]_m \mid a \in \mathbb{Z}\}.$$

Nun können wir die Addition und Multiplikation von Restklassen definieren.

Satz 6.24. Auf $\mathbb{Z}/m\mathbb{Z}$ sind die beiden Operationen

$$[a]_m + [b]_m := [a + b]_m,$$

$$[a]_m \cdot [b]_m := [ab]_m$$

wohldefiniert.

Beweis. Zu zeigen ist, dass $a + b \equiv x + y$ gilt, sofern $a \equiv x$ und $b \equiv y$ ist. Gemäß Satz 6.20 gilt

$$a \equiv x \Leftrightarrow a + b \equiv x + b,$$

$$b \equiv y \Leftrightarrow x + b \equiv x + y.$$

Aus den beiden Prämissen erhalten wir demzufolge $a + b \equiv x + b \equiv x + y$. Die Argumentation zur Multiplikation ist analog, wobei Satz 6.21 zur Anwendung kommt. \square

Die Struktur $(\mathbb{Z}/m\mathbb{Z}, +, \cdot)$ nennt man den *Restklassenring* zum Modul m .

Satz 6.25. Jeder Restklassenring ist ein kommutativer unitärer Ring.

Beweis. Bereits bewiesen wurde, dass die ganzen Zahlen einen kommutativen unitären Ring bilden. Aufgrund der Wohldefiniertheit der Addition und Multiplikation ist Kongruenz modulo m eine Kongruenzrelation. Satz 3.22 zeigt somit die Behauptung. \square

Zudem ist die Quotientenabbildung

$$\varphi: \mathbb{Z} \rightarrow \mathbb{Z}/m\mathbb{Z}, \quad \varphi(a) := [a]_m.$$

ein Eins-erhaltender Ringhomomorphismus, wie aus dem Beweis von Satz 3.22 hervorgeht.

6.2.4. Euklidische Division

Satz 6.26 (Lemma zur euklidischen Division).

Zu je zwei ganzen Zahlen a, b mit $b \neq 0$ gibt es zwei eindeutig bestimmte Zahlen q, r mit $0 \leq r < |b|$, so dass $a = bq + r$. Man nennt q den *Quotient* und r den *Rest*.

Beweis der Existenz. Betrachten wir zunächst den Fall, bei dem $a \geq 0$ und $b > 0$ ist. Man kann dann sooft b von a abziehen, bis sich eine Zahl ≥ 0 und $< b$ ergibt. Formal bilden wir die Folge $r_k := a - bk$. Nun muss für irgendein $k \geq 0$ schließlich $0 \leq r_k < b$ sein. Damit ist $q = k$ und $r = r_k$ gefunden.

Sei nun $a < 0$. Wie bereits gezeigt gibt es q, r mit $-a = bq + r$. Für $r = 0$ haben wir dann mit $q' := -q$ und $r' := 0$ einen Quotient und einen Rest. Sei nun $r \neq 0$. Dann gilt

$$a = -bq - r = -(q+1)b + b - r.$$

Mit $q' := -(q+1)$ und $r' := b - r$ gibt es somit auch in diesem Fall einen Quotient und einen Rest. Der Rest erfüllt auch die gewünschte Ungleichung, denn aus $r < b$ ergibt sich $0 < r'$ und aus $0 < r$ ergibt sich $r' < b$.

Sei nun a beliebig und $b < 0$. Dann gibt es q, r mit $a = (-b)q + r$. Setze also $q' := -q$ und $r' := r$. Damit gilt $a = bq' + r'$, womit auch in diesem Fall ein Quotient und ein Rest gefunden ist. \square

Beweis der Eindeutigkeit. Das Paar q, r erfülle $a = bq + r$ und q', r' erfülle ebenfalls $a = bq' + r'$. Dann gilt

$$bq + r = bq' + r', \Leftrightarrow b(q - q') = r' - r, \Rightarrow |b||q - q'| = |r' - r|.$$

Aus $0 < r < |b|$ und $0 < r' < |b|$ erhält man außerdem $|r' - r| < |b|$. Somit muss $|b||q - q'| < |b|$ sein, also $|q - q'| < 1$. Eine nichtnegative ganze Zahl kann aber nur dann kleiner als eins sein, wenn sie null ist. Damit hat man

$$|q - q'| = 0, \Leftrightarrow q - q' = 0, \Leftrightarrow q = q'.$$

Entsprechend folgt $r = r'$. \square

Bei der euklidischen Division $a : b$ ist $(a \bmod b)$ eine geläufige Schreibweise für den Rest. Das Lemma zur euklidischen Division sagt uns, dass jede Restklasse von $\mathbb{Z}/m\mathbb{Z}$ einen kanonischen Repräsentant besitzt. Nämlich besitzt die Restklasse $[a]_m$ den kanonischen Repräsentant $r = (a \bmod m)$, denn $a = mq + r$ bedeutet dass $a - r$ durch m teilbar ist, also

$$a \equiv r \pmod{m}, \quad \text{bzw.} \quad [a]_m = [r]_m.$$

6.2.5. Rundung

Manche Formeln oder Rechnungen verlangen das Runden von Zahlen auf eine ganze Zahl oder auf eine bestimmte Zahl von Nachkommastellen. Im Algorithmus, der Vektorgrafiken als Rastergrafik aus Pixeln rendern soll, muss zum Beispiel zwangsläufig an irgendeiner Stelle gerundet werden. Außerdem ist Runden in vielen händischen Rechnungen allgegenwärtig, sei es in wissenschaftlichen, technischen, gewerblichen oder alltäglichen.

Als nächstes will ich daher erklären, wie Funktionen zum Runden formal definiert werden, und welche Eigenschaften sie besitzen. Als wichtige Grundfunktionen treten dabei die *Abrundungsfunktion*, engl. *floor*, und die *Aufrundungsfunktion*, engl. *ceil*, auf, die vereinzelt auch in der Kombinatorik und in der Zahlentheorie vorkommen.

Definition 6.6 (Floor). 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 (Ceil). Für $x \in \mathbb{R}$ definiert man

$$y = \lceil x \rceil :\Leftrightarrow y \in \mathbb{Z} \wedge 0 \leq y - x < 1.$$

Satz 6.27. 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

$$\begin{aligned} y = \lfloor k + x \rfloor &\Leftrightarrow y \in \mathbb{Z} \wedge 0 \leq (k + x) - y < 1 \\ &\Leftrightarrow y - k \in \mathbb{Z} \wedge 0 \leq x - (y - k) < 1 \\ &\Leftrightarrow y - k = \lfloor x \rfloor \Leftrightarrow y = k + \lfloor x \rfloor. \square \end{aligned}$$

Satz 6.28. Für $0 \leq x < 1$ gilt $\lfloor x \rfloor = 0$.

Beweis. Dies folgt unmittelbar aus Def. 6.6. \square

Satz 6.29. 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, 3.29 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 6.30. 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 $q = \lfloor \frac{\lfloor x \rfloor}{n} \rfloor$ und $0 \leq r \leq n - 1$. Infolge gilt $0 \leq a + r < n$, also $0 \leq \frac{a+r}{n} < 1$ und somit $\lfloor \frac{a+r}{n} \rfloor = 0$ laut Satz 6.28. 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 6.27 gilt, und (2) wie soeben ausgeführt. \square

Satz 6.31. 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 6.27 ist $m + \lfloor x \rfloor = \lfloor m + x \rfloor$. Die Aussage folgt nun als Korollar aus Satz 6.30. \square

Das Runden einer Zahl auf eine ganze Zahl kann mittels floor als

$$\text{round}(x) := \text{sgn}(x) \lfloor |x| + \frac{1}{2} \rfloor$$

beschrieben werden. Das Runden auf die n -te Nachkommastelle daraufhin als

$$\text{round}(x, n) := \frac{\text{round}(10^n x)}{10^n}.$$

7. Elemente der Stochastik

7.1. Grundbegriffe

7.1.1. Ereignisse

Die Wahrscheinlichkeitstheorie beschäftigt sich mit *Zufallsexperimenten*. Darunter versteht man ein Experiment mit zufälligem Ausgang, das, um der Wissenschaftlichkeit genüge zu tun, unter genau definierten Versuchsbedingungen durchgeführt wird. Der Ausgang führt immer zu einem *Ergebnis*. Alle erreichbaren Ergebnisse fasst man zur *Ergebnismenge* zusammen. Allgemeiner genügt es, wenn jedes Ergebnis in der Ergebnismenge liegt, wobei diese aber auch Elemente enthalten darf, die das Experiment niemals abwirft. Jede Teilmenge der Ergebnismenge nennt man ein *Ereignis*. Die Potenzmenge der Ergebnismenge heißt *Ereignisraum*, sie besteht aus allen denkbaren Ereignissen. Man sagt, ein Ereignis sei eingetreten, wenn das Ergebnis des Versuchs in diesem Ereignis liegt.

Zu beachten ist, dass wir dabei eine endliche oder höchstens abzählbar unendliche Ergebnismenge voraussetzen. Bei überabzählbaren Ergebnismengen kommt es zu Unwägbarkeiten, deren Klärung Gegenstand der Maßtheorie ist.

Ein schlichtes Experiment bietet der Wurf des Spielwürfels, eines mit Augenzahlen beschrifteten regelmäßigen Hexaeders. Die Ergebnismenge wird als

$$\Omega := \{1, 2, 3, 4, 5, 6\}$$

festgelegt. Betrachten wir die drei Ereignisse

$$A := \{2\}, \quad B := \{1, 2\}, \quad C := \{1, 3\}.$$

Ist $\omega = 2$ das Ergebnis des Versuchs, sind die Ereignisse A, B eingetreten. Zwei Ereignisse, die niemals gleichzeitig eintreten, heißen *disjunkt*. So sind die A, C disjunkt, weil ihre Schnittmenge leer ist.

7.1.2. Nochmals Indikatorfunktionen

In diesem Abschnitt will ich nochmals näher auf Indikatorfunktionen eingehen. Sie bieten in der Kombinatorik und in der Wahrscheinlichkeitsrechnung beim Rech-

Tabelle 7.1.: Regeln für die Iverson-Klammerung

$[\perp] = 0$	$[a \wedge b] = [a] \cdot [b]$
$[\top] = 1$	$[a \vee b] = [a] + [b] - [a] \cdot [b]$
$[\neg a] = 1 - [a]$	$[a \oplus b] = [a] - [b] $

nen mit Summen ein Hilfsmittel, das bestimmte Umformungen leichter verständlich macht.

Wir rekapitulieren nochmals die Iverson-Klammerung, die Wahrheitswerte in die Menge der Zahlen einbettet. Für jede Aussage E ist

$$[A] := \begin{cases} 0, & \text{wenn } A \text{ falsch ist,} \\ 1, & \text{wenn } A \text{ wahr ist.} \end{cases}$$

Hiermit wird zu jeder Menge $M \subseteq \Omega$ die Indikatorfunktion als

$$1_M: \Omega \rightarrow \{0, 1\}, \quad 1_M(\omega) := [\omega \in M]$$

festgelegt. Für die Iverson-Klammerung gelten die Regeln in Tabelle 7.1, die man leicht per Wahrheitstafel nachrechnen kann. Es wäre zu bemerken, dass man damit genau die Einbettung der Aussagenlogik in die gewöhnliche Algebra erhält, wie Boole sie darstellte.

Satz 7.1. Für jedes ω gilt

$$1_{A \cup B}(\omega) = 1_A(\omega) + 1_B(\omega) - 1_{A \cap B}(\omega).$$

Beweis. Laut Definition ist die Gleichung äquivalent zur Gleichung

$$\begin{aligned} [\omega \in A \cup B] &= [\omega \in A] + [\omega \in B] - [\omega \in A \cap B] \\ \Leftrightarrow [\omega \in A \vee \omega \in B] &= [\omega \in A] + [\omega \in B] - [\omega \in A \wedge \omega \in B]. \end{aligned}$$

Diese gilt aber gerade laut Tabelle 7.1. \square

Die Indikatorfunktion einer endlichen Mengen ermöglicht es, die Anzahl ihrer Elemente als eine Summe darzustellen. Man sieht sofort ein, dass $|A| = \sum_{\omega \in \Omega} 1_A(\omega)$ für eine Menge $A \subseteq \Omega$ gelten muss, was recht trivial erscheinen mag. Infolge erhält man aber aus Satz 7.1 unverzüglich den Korollar

$$|A \cup B| = |A| + |B| - |A \cap B|.$$

7.1.3. Wahrscheinlichkeiten

Man kann nicht voraussagen, wie ein Experiment ausgehen wird. Das Wahrscheinlichkeitsmaß liefert dennoch ein Maß dafür, wie sicher der Eintritt eines Ereignisses ist. Wahrscheinlichkeit wird tiefergründig verständlich, wenn dasselbe Zufallsexperiment abermals wiederholt wird. Wir zählen, wie häufig ein Elementarereignis eingetreten ist.

Es sei ein Versuch n mal durchgeführt worden, was zu den Ergebnissen a_i für $i = 1$ bis $i = n$ geführt hat. Wir definieren die *relative Häufigkeit* des Ereignisses A als die Zahl

$$r_{n,a}(A) := \frac{1}{n} |\{i \in \{1, \dots, n\} \mid a_i \in A\}|.$$

Relative Häufigkeiten bieten bei hinreichend großem n eine Näherung für die Wahrscheinlichkeit. Zur Vermessung eines Würfels wird man diesen also möglichst oft werfen wollen. Man erhält so die relativen Häufigkeiten der Elementarereignisse, und damit näherungsweise auch ihre Wahrscheinlichkeiten. So lässt sich feststellen, ob ein Würfel gezinkt wurde.

Fassen wir a als Funktion $i \mapsto a_i$ auf, können wir schreiben

$$\{i \mid a_i \in A\} = \{i \mid i \in a^{-1}(A)\} = a^{-1}(A).$$

Für disjunkte Ereignisse A, B erhält man nun

$$\begin{aligned} r_{n,a}(A \cup B) &= \frac{1}{n} |a^{-1}(A \cup B)| = \frac{1}{n} |a^{-1}(A) \cup a^{-1}(B)| \\ &= \frac{1}{n} |a^{-1}(A)| + \frac{1}{n} |a^{-1}(B)| = r_{n,a}(A) + r_{n,a}(B). \end{aligned}$$

Weil Ω die Zielmenge von a ist, muss $a_i \in \Omega$ für jedes $i \in \Omega$ gelten, also $|a^{-1}(\Omega)| = n$. Somit gilt

$$r_{n,a}(\Omega) = 1,$$

unabhängig davon, wie groß die Zahl n ist. Und weil sich aus der Definition von a unmittelbar $0 \leq |a^{-1}(A)| \leq n$ ergibt, besteht der Sachverhalt

$$0 \leq r_{n,a}(A) \leq 1.$$

Weiterhin ergibt sich, dass sich die Häufigkeit monoton bezüglich der Inklusion verhält, das heißt, es besteht die Implikation

$$A \subseteq B \Rightarrow r_{n,a}(A) \leq r_{n,b}(B).$$

Laut Satz 3.12 folgt nämlich $a^{-1}(A) \subseteq a^{-1}(B)$ aus $A \subseteq B$. Daraufhin ergibt sich $|a^{-1}(A)| \leq |a^{-1}(B)|$.

Die Vorstellung von der Wahrscheinlichkeit besteht darin, dass sich die relative Häufigkeit ihr mit steigender Anzahl der Versuche immer weiter nähert. Dies bedeutet, es wird meistens $P(A) \approx r_{n,a}(A)$ für hinreichend großes n gelten. Die bisher erläuterten Eigenschaften von $r_{r,a}$ sollten diesbezüglich für P bestehen bleiben, da diese nicht von n abhängen.

Untermuert wird diese Überlegung durch das *Gesetz der großen Zahlen*. Es zu diskutieren, würde an dieser Stelle aber zu weit führen. Zum einem müsste dafür zunächst der Begriff des Grenzwertes eingeführt werden. Zum anderen ist der Grenzwertbegriff der Analysis nicht in direkter Weise auf den Sachverhalt anwendbar. Auf dessen Basis müssten zunächst die Konvergenzbegriffe für Zufallsgrößen erörtert werden.

Stattdessen wird der Begriff des Wahrscheinlichkeitsmaßes erst einmal axiomatisch eingeführt. Darauf aufbauend, was unter einer Zufallsgröße zu verstehen sei.

Definition 7.1 (Endlicher Wahrscheinlichkeitsraum).

Sei Ω eine nichtleere endliche Menge. Das Paar (Ω, P) nennt man einen *endlichen Wahrscheinlichkeitsraum*, wenn

$$P: \mathcal{P}(\Omega) \rightarrow \mathbb{R}, \quad P(A) := \sum_{\omega \in A} P(\{\omega\})$$

die Eigenschaften $\text{Bild}(P) \subseteq [0, 1]$ und $P(\Omega) = 1$ besitzt.

Ein endlicher Wahrscheinlichkeitsraum kann alternativ auch durch die kolmogorowschen Axiome charakterisiert werden. Der Vorteil besteht darin, dass diese später auch unter allgemeineren Umständen gültig bleiben.

Satz 7.2 (Axiome von Kolmogorow).

Sei Ω eine nichtleere endliche Menge und $P: \mathcal{P}(\Omega) \rightarrow \mathbb{R}$. Es ist (Ω, P) genau dann ein endlicher Wahrscheinlichkeitsraum, wenn

$$P(A) \geq 0 \text{ für } A \in \Omega,$$

$$P(\Omega) = 1,$$

$$P(A \cup B) = P(A) + P(B) \text{ für } A, B \in \Omega \text{ mit } A \cap B = \emptyset.$$

Beweis. Es sei (Ω, P) ein endlicher Wahrscheinlichkeitsraum. Mit $A \cap B = \emptyset$ gilt für die Indikatorfunktionen gemäß Satz 7.1 die Gleichung

$$1_{A \cup B}(\omega) = 1_A(\omega) + 1_B(\omega).$$

Somit gelingt die Rechnung

$$\begin{aligned}
 P(A \cup B) &= \sum_{\omega \in A \cup B} P(\{\omega\}) = \sum_{\omega \in \Omega} P(\{\omega\}) 1_{A \cup B}(\omega) \\
 &= \sum_{\omega \in \Omega} P(\{\omega\}) (1_A(\omega) + 1_B(\omega)) = \sum_{\omega \in \Omega} P(\{\omega\}) 1_A(\omega) + \sum_{\omega \in \Omega} P(\{\omega\}) 1_B(\omega) \\
 &= \sum_{\omega \in A} P(\{\omega\}) + \sum_{\omega \in B} P(\{\omega\}) = P(A) + P(B).
 \end{aligned}$$

Umgekehrt erfülle (Ω, P) die kolmogorowschen Axiome. Da die elementaren Ereignisse $\{\omega\}$ paarweise disjunkt sind, ergibt sich

$$P(A) = P\left(\bigcup_{\omega \in A} \{\omega\}\right) = \sum_{\omega \in A} P(\{\omega\}).$$

Mit dieser Summenformel erhält man die Aussage $P(A) \leq 1$ nun als Korollar aus Satz 7.3 mit $A := A$ und $B := \Omega$. \square

Satz 7.3. Gilt $A \subseteq B$, so ist $P(A) \leq P(B)$.

Beweis. Mit $A \subseteq B$ ist $1_A(\omega) \leq 1_B(\omega)$ für jedes $\omega \in \Omega$. Ergo gilt

$$P(A) = \sum_{\omega \in \Omega} P(\{\omega\}) 1_A(\omega) \leq \sum_{\omega \in \Omega} P(\{\omega\}) 1_B(\omega) = P(B). \quad \square$$

Die Vorstellung von der Wahrscheinlichkeit als Chance oder Risiko mag aufgrund ihres Charakters als Unwägbarkeit schwierig fassbar sein. Der frequentistische Wahrscheinlichkeitsbegriff wird hingegen mit seiner Erklärung von Wahrscheinlichkeit als relative Häufigkeit bei großer Zahl der Versuche schon greifbarer. Mir fällt dazu eine Sichtweise ein, die sich dem zufälligen Charakter so weit entzieht wie es nur geht. Lässt man die große Zahl der Versuche parallel ablaufen, gibt die die Wahrscheinlichkeit den *Anteil* der Ergebnisse an, die in der jeweiligen Teilmenge enthalten sind. Werdem zum Beispiel eine Million Spielwürfel auf einmal geworfen, wird jede der Augenzahlen voraussichtlich näherungsweise mit dem Anteil $\frac{1}{6}$ vorkommen. Oder denkt man sich eine Population von unzählig vielen Individuen, und erhält jedes die gleiche Wahrscheinlichkeit $P(A)$, ein bestimmtes Merkmal A zu besitzen, wird man in der Population einen Anteil von näherungsweise $P(A)$ Individuen mit dem Merkmal A vorfinden.

Das Wahrscheinlichkeitsmaß P erfüllt einige Gesetzmäßigkeiten, die elementar aus den Axiomen ableitbar sind.

Satz 7.4. Allgemein gilt $P(A^c) = 1 - P(A)$.

Beweis. Da $\Omega = A \cup A^c$ eine Zerlegung von Ω in zwei disjunkte Mengen ist, erhält man $P(\Omega) = P(A) + P(A^c)$. Die Gleichung $P(\Omega) = 1$ wird daraufhin kurzum nach $P(A^c)$ umgeformt. \square

Satz 7.5. Allgemein gilt $P(A \cup B) = P(A) + P(B) - P(A \cap B)$.

Beweis. Vermittels Satz 7.1 formt man wie im Beweis von Satz 7.2 die Summenformel für $P(A \cup B)$ um. \square

Alternativ kann die Identität folgendermaßen direkt aus dem dritten kolmogorowschen Axiom abgeleitet werden, ohne den Weg über die Summenformel zu gehen. Man überzeugt sich mühelos davon, dass A via

$$A = A \cap \Omega = A \cap (B \cup B^c) = (A \cap B) \cup (A \cap B^c)$$

als Vereinigung disjunkter Mengen dargestellt werden kann. Ergo gilt

$$P(A) = P(A \cap B) + P(A \cap B^c).$$

Analog bekommt man

$$A \cup B = (A \cup B) \cap (B \cup B^c) = ((A \cup B) \cap B) \cup ((A \cup B) \cap B^c)$$

als Vereinigung disjunkter Mengen. Der letzte Term vereinfacht sich mit dem Absorptionsgesetz $(A \cup B) \cap B = B$ und $(A \cup B) \cap B^c = A \cap B^c$ via Distributivgesetz, Komplementärgesetz und Neutralitätsgesetz. Demzufolge gilt

$$P(A \cup B) = P(B) + P(A \cap B^c).$$

Löst man die vorherige Gleichung nun nach $P(A \cap B^c)$ auf und setzt sie in diese ein, findet sich schließlich Satz 7.5.

Vermittels Satz 7.5 wird unschwer die Formel

$$P(A \cup B \cup C) = P(A) + P(B) + P(C) - P(A \cap B) - P(A \cap C) - P(B \cap C) + P(A \cap B \cap C)$$

gewonnen. Umgekehrt kann Satz 7.5 unmittelbar aus ihr zurückgewonnen werden, indem einfach $C := \emptyset$ gesetzt wird. Diese Formeln folgen einem allgemeinen Prinzip, das allgemein für Vereinigungen endlich vieler Mengen gilt, – man spricht von der *Siebformel*, auch als *Prinzip der Inklusion und Exklusion* geläufig.

Zur gründlicheren Erfassung des Prinzips will ich einen Beweis der Siebformel aufzeigen, der allerdings ein wenig kompliziert ausfällt. Zunächst benötigen wir einen Hilfssatz für die Handhabung der Indikatorfunktionen.

Satz 7.6. 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 6.17 gilt

$$J \subseteq \{1, \dots, n+1\} \Leftrightarrow J \in \mathcal{P}(\{1, \dots, n\}) \uplus \{A \cup \{n+1\} \mid A \subseteq \{1, \dots, n\}\}. \square$$

Satz 7.7. 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 7.6 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

Satz 7.8 (Siebformel).

$$\text{Es gilt } P\left(\bigcup_{i=1}^n A_i\right) = \sum_{\substack{J \subseteq \{1, \dots, n\} \\ J \neq \emptyset}} (-1)^{|J|+1} P\left(\bigcap_{j \in J} A_j\right).$$

Beweis. Laut Satz 7.7 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

$$\begin{aligned} 1 - P\left(\bigcup_{i=1}^n A_i\right) &= P(\Omega \setminus \bigcup_{i=1}^n A_i) = \sum_{\omega \in \Omega} P(\{\omega\}) 1_{\Omega \setminus \bigcup_{i=1}^n A_i}(\omega) \\ &= \sum_{J \subseteq \{1, \dots, n\}} (-1)^{|J|} \sum_{\omega \in \Omega} P(\{\omega\}) 1_{\bigcap_{j \in J} A_j}(\omega) = \sum_{J \subseteq \{1, \dots, n\}} (-1)^{|J|} P\left(\bigcap_{j \in J} A_j\right). \end{aligned}$$

Im Fall $J = \emptyset$ gilt $\bigcap_{j \in J} A_j = \Omega$, deren Wahrscheinlichkeit eins ist. Man subtrahiert nun eins auf beiden Seiten, und multipliziert daraufhin beide Seiten mit -1 . \square

7.1.4. Gleichverteilungen

Viele Zufallsexperimente entstehen aus einer Zusammensetzung mittels Gegenständen, die einer Gleichverteilung unterliegen, wo also jedes der elementaren Ereignisse gleich wahrscheinlich ist. Zum Beispiel ist dies beim Wurf einer idealen Münze, beim Wurf eines idealen Würfels, bei der Ziehung einer Karte aus einem gut durchmischten Stapel nummerierter Karten oder bei der Ziehung einer Kugel aus einer Ansammlung nummerierter Kugeln der Fall. Auch ein Zufallszahlengenerator mit einer bestimmten Verteilung lässt sich mittels bestimmter Algorithmen aus einem gleichverteilten Generator aufbauen.

Wir nehmen nun für eine Weile die Position ein, dass auf unterster Ebene immer eine Gleichverteilung herrscht. Wie sich herausstellt, ist diese These unhaltbar. Das ist aber nicht weiter schlimm, denn auch dieser eingeschränkte Wahrscheinlichkeitsbegriff zeigt sich bisweilen recht vielfältig.

Definition 7.2 (Laplace-Experiment).

Ein *Laplace-Experiment* ist ein Zufallsexperiment, bei dem die elementaren Ereignisse alle gleich wahrscheinlich sind.

Der Wahrscheinlichkeitsraum (Ω, P) eines Laplace-Experiments hat also die Eigenschaft $P(\{\omega\}) = c$ für jedes $\omega \in \Omega$, wobei c eine Konstante ist.

Satz 7.9. Herrscht in (Ω, P) Gleichverteilung, gilt $P(A) = \frac{|A|}{|\Omega|}$.

Beweis. Man stellt das Ereignis A als Vereinigung der disjunkten elementaren Ereignisse dar. Diesbezüglich ergibt sich die Umformung

$$P(A) = P\left(\bigcup_{\omega \in A} \{\omega\}\right) = \sum_{\omega \in A} P(\{\omega\}) = \sum_{\omega \in A} c = c \sum_{\omega \in A} 1 = c \cdot |A|.$$

Speziell gilt $1 = P(\Omega) = c \cdot |\Omega|$, womit $c = \frac{1}{|\Omega|}$ sein muss. \square

7.1.5. Zufallsgrößen

Eine *Zufallsgröße* darf man sich als eine Funktion $X: \Omega \rightarrow \Omega'$ vorstellen, die eine kausale Verbindung zwischen den Ergebnismengen Ω, Ω' schafft. Ein Ergebnis $\omega \in \Omega$ führt zu $X(\omega)$. Ursächlich für ein $x \in \Omega'$ sind daher all die ω mit $x = X(\omega)$. Das heißt, ursächlich für das Elementarereignis $\{x\}$ ist dessen Urbild $X^{-1}(\{x\})$. Infolge muss die Wahrscheinlichkeit von $\{x\}$ die des Urbildes sein. Insofern definiert man auf Ω' das Wahrscheinlichkeitsmaß

$$P_X: \mathcal{P}(\Omega') \rightarrow \mathbb{R}, \quad P_X(A) := P(X^{-1}(A)).$$

Man nennt P_X die *Verteilung* von X . Mit der identischen Zufallsgröße

$$\text{id}: \Omega \rightarrow \Omega, \quad \text{id}(\omega) := \omega$$

versteht sich auch das ursprüngliche Maß P als die Verteilung $P = P_{\text{id}}$.

Geläufig sind die Schreibweisen

$$\begin{aligned} P(X = x) &:= P(X^{-1}(\{x\})), & \{X = x\} &:= X^{-1}(\{x\}), \\ P(X \in A) &:= P(X^{-1}(A)), & \{X \in A\} &:= X^{-1}(A). \end{aligned}$$

Es ist $\{X = x\}$ dasselbe wie $\{X \in \{x\}\}$. Ist P die Gleichverteilung auf Ω , ergibt sich

$$P(X \in A) = \frac{|\{X \in A\}|}{|\Omega|}.$$

Standardbeispiel. Wir werfen zwei Spielwürfel. Die Ergebnismenge sei

$$\Omega := \{1, \dots, 6\} \times \{1, \dots, 6\},$$

und jedes der 36 elementaren Ereignisse sei gleich wahrscheinlich, habe also die Wahrscheinlichkeit $\frac{1}{36}$. Es bezeichne ω_1 das Ergebnis des ersten, und ω_2 das des zweiten Wurfs. Wir betrachten die Zufallsgröße

$$X: \Omega \rightarrow \{2, \dots, 12\}, \quad X(\omega_1, \omega_2) := \omega_1 + \omega_2.$$

Gesucht sei $P(X = 4)$. Man ermittelt

$$\{X = 4\} = \{(1, 3), (2, 2), (3, 1)\}, \quad \text{ergo } P(X = 4) = \frac{3}{36}.$$

Allgemein zerfällt ein Ereignis A ja in seine disjunkten Elementarereignisse $\{x\}$, so dass $A = \bigcup_{x \in A} \{x\}$ gilt. Weil nun die Fasern $X^{-1}(\{x\})$ ebenfalls disjunkt sind, muss $P(X \in A)$ die Summe der $P(X = x)$ mit $x \in A$ sein. Das heißt, man rechnet

$$P(X \in A) = P(X^{-1}(\bigcup_{x \in A} \{x\})) = P(\bigcup_{x \in A} X^{-1}(\{x\})) = \sum_{x \in A} P(X = x).$$

Die Verteilung P_X ist demzufolge bereits eindeutig bestimmt, sobald $P(X = x)$ für jedes $x \in \Omega'$ vorliegt. Dies motiviert uns, die Funktion

$$p_X: \Omega \rightarrow [0, 1], \quad p_X(x) := P(X = x)$$

zu definieren, genannt die *Wahrscheinlichkeitsfunktion* der Zufallsgröße X .

7.2. Bedingte Wahrscheinlichkeiten

7.2.1. Mehrstufige Experimente

Es findet ein zweistufiges Experiment statt, welches sich aus einem ersten und einem zweiten Wurf eines Spielwürfels zusammensetzt. Bei jedem der Würfe bestehe eine Gleichverteilung. Zur Frage steht, wie wahrscheinlich der Wurf zweier Sechsen ist.

Die Wahrscheinlichkeit der ersten Sechs beträgt $\frac{1}{6}$, die der zweiten ebenfalls $\frac{1}{6}$. Sie multiplizieren sich zu $\frac{1}{36}$, richtig?

Es wäre doch möglich, dass zwischen den beiden Würfeln eine, sagen wir, geisterhafte Beziehung besteht, dergestalt dass der zweite Wurf niemals in einer Sechs resultiert, sofern das Ergebnis des ersten eine war. Trotzdem sind die Wahrscheinlichkeiten bei jedem der Würfe für sich allein gesehen gleichverteilt. Dafür muss man nicht unbedingt die Wirklichkeit manipulieren. Das Phänomen ist bereits bei der Erzeugung von Zufallszahlen im Computer beobachtbar, der Algorithmus des Generators leicht zu konstruieren, wenngleich nicht gänzlich trivial. Unverschleiert treten Abhängigkeiten in ganz natürlicher Weise bei Ziehungen aus Urnen auf. Umstände dieser Art stellen also nicht nur ein Gedankenspiel dar, so dass wir uns notgedrungen mit ihnen auseinandersetzen müssen. Sie führen zum Begriff der *bedingten Wahrscheinlichkeit*.

Bislang wurde immer nur die Verteilung der Wahrscheinlichkeiten eines Würfels für sich allein betrachtet. Dies war modelliert durch das Maß

$$P_0(\{\omega\}) := \frac{1}{6}, \quad \omega \in \Omega = \{\square, \blacksquare, \boxtimes, \boxdot, \boxminus, \boxplus\}.$$

Wir modellieren das zweistufige Experiment auf dem kartesischen Produkt $\Omega^2 = \Omega \times \Omega$. Es bezeichne hierbei P das Maß auf Ω^2 , das jedem elementaren Ereignis $\{a\}$ die Wahrscheinlichkeit $P(\{a\})$ zuordnet, wobei $a \in \Omega^2$, also ein Paar $a = (a_1, a_2)$ ist. Das Ereignis $B := \{a_1\} \times \Omega$ drückt aus, dass Wurf des ersten Würfels a_1 zum Ergebnis hat. Entsprechend drückt $A := \Omega \times \{a_2\}$ aus, dass der Wurf des zweiten Würfels a_2 zum Ergebnis hat. Man rechnet unschwer nach, dass $A \cap B = \{(a_1, a_2)\}$ gilt. Wir wissen nun aber lediglich $P(B) = \frac{1}{6}$ sowie $P(A) = \frac{1}{6}$. Die Fehlannahme besteht nun darin, dass per se

$$P(A \cap B) = P(A)P(B)$$

gelten müsse. Ist diese Gleichung erfüllt, nennt man die Ereignisse A, B *stochastisch unabhängig*, kurz *unabhängig*. In der Sichtweise, wo man nur $P_0(\{a_1\}) = P(B)$ und $P_0(\{a_2\}) = P(A)$ für sich allein betrachtet, wäre es uns nicht möglich, stochastische Abhängigkeit zu beschreiben.

Empirisch beobachten wir über die Messung der relativen Häufigkeiten trotzdem die Zerlegung von $P(A \cap B)$ in ein Produkt, was man als die *erste Pfadregel* bezeichnet. Hierbei ist aber zu beachten, dass die zweite Beobachtung stattfindet, als B bereits eingetreten ist. Wir notieren hierzu

$$P(A \cap B) = P(A \mid B)P(B).$$

Man nennt $P(A \mid B)$ die *bedingte Wahrscheinlichkeit* für das Ereignis A , unter der Bedingung, dass B bereits eingetreten ist.

Definition 7.3 (Bedingte Wahrscheinlichkeit).

Die *bedingte Wahrscheinlichkeit* für den Eintritt von A unter der Bedingung B ist für $P(B) \neq 0$ definiert gemäß

$$P(A \mid B) := \frac{P(A \cap B)}{P(B)}.$$

Mit der geisterhaften Beziehung zwischen den Würfeln wäre allerdings

$$0 = P(\Omega \times \{\emptyset\} \mid \{\emptyset\} \times \Omega) \neq P(\Omega \times \{\emptyset\}) = \frac{1}{6}.$$

Zu erwähnen wäre noch, dass man die Wahrscheinlichkeiten beim zwei- bzw. mehrstufigen Experiment gern über Zufallsgrößen ausdrückt, da diese einen Vorteil bei der Notation und der Abstraktion bieten. Vermittels den beiden, als Zufallsgrößen betrachteten, Projektionen

$$\begin{aligned} X_1: \Omega^2 &\rightarrow \Omega, & X_1(a_1, a_2) &:= a_1, \\ X_2: \Omega^2 &\rightarrow \Omega, & X_2(a_1, a_2) &:= a_2 \end{aligned}$$

ist das Ereignis $B := \{a_1\} \times \Omega$ nämlich darstellbar als Urbild $X_1^{-1}(\{a_1\})$, das man in der Schreibweise $\{X_1 = a_1\}$ notiert, entsprechend $A := \Omega \times \{a_2\}$ als $\{X_2 = a_2\}$. Insofern notiert man $P(B)$ als $P(X_1 = a_1)$ sowie $P(A)$ als $P(X_2 = a_2)$. Weiterhin $P(A \cap B)$ als $P(X_2 = a_2, X_1 = a_1)$ und $P(A \mid B)$ als $P(X_2 = a_2 \mid X_1 = a_1)$.

Reflektiert man den Begriff der bedingten Wahrscheinlichkeit eingehend, fällt auf, dass dieser nicht zwangsläufig ein mehrstufiges Experiment voraussetzt. Zugleich kann ein zweistufiges Experiment auch als einstufiges mit Paaren als Ergebnissen interpretiert werden. Zur Verdeutlichung will ich die bedingte Wahrscheinlichkeit aber nochmals bei einem eigentlich einstufigen Experiment diskutieren. Es wird einmalig ein gewöhnlicher Würfel geworfen, die Wahrscheinlichkeit für das Ereignis $\{4\}$ beträgt offenkundig $\frac{1}{6}$. Es sei nun B das Ereignis, dass eine gerade Zahl geworfen wurde. Diesbezüglich ergibt sich

$$P(\{4\} \mid B) = \frac{P(\{4\} \cap B)}{P(B)} = \frac{P(\{4\})}{1/2} = 2 \cdot \frac{1}{6} = \frac{1}{3}.$$

Dieser Umstand mag intuitiv begreiflich sein. Wenn bereits bekannt ist, dass eine gerade Zahl geworfen wurde, verbleiben nur noch drei Möglichkeiten für das Ergebnis, womit jedes der drei zugehörigen elementaren Ereignisse, die anscheinend gleichberechtigt sind, die Wahrscheinlichkeit $\frac{1}{3}$ besitzen muss.

Bei einem mehrstufigen Zufallsexperiment stellt das *Baumdiagramm* ein Hilfsmittel zur Schaffung von Übersicht dar. An ihm wird die erste und zweite Pfadregel ersichtlich gemacht. Wir betrachten dazu zunächst ein zweistufiges Experiment mit der Ergebnismenge $\Omega = \Omega_1 \times \Omega_2$. Ist $a \in \Omega$ mit $a = (a_1, a_2)$ das Ergebnis des Experiments, so ist $a_1 \in \Omega$ das erste Teilergebnis. Es stellt sich zunächst einmal die Frage, wie die Wahrscheinlichkeit zu diesem ausgedrückt wird, wo P eigentlich auf Ω definiert ist, nicht aber auf Ω_1 . Sie muss gleich $P(\{a_1\} \times \Omega_2)$ sein, insofern das zweite Ergebnis noch unbekannt verbleibt, also keine Rolle spielen darf. Nun würde man analog sagen, das zweite Ergebnis besäße die Wahrscheinlichkeit $P(\Omega_1 \times \{a_2\})$, aber das kann so nicht allgemein stimmen, denn die Wahrscheinlichkeit zu a_2 ist unter Umständen vom Ausgang des ersten Telexperiments abhängig. Zur Abkürzung sei $B := \{a_1\} \times \Omega_2$ und $A := \Omega_1 \times \{a_2\}$. Wenn die Wahrscheinlichkeit vom Ausgang zu a_2 gewünscht ist, bei der a_1 bereits eingetreten ist, handelt es sich nicht um $P(A)$, sondern um $P(A | B)$. Man rechnet diesbezüglich

$$P(\{a\}) = P(B \cap A) = P(B)P(A | B).$$

Die ist die *erste Pfadregel*. Sie besagt, dass die Wahrscheinlichkeit eines elementaren Ereignisses gleich dem Produkt der Wahrscheinlichkeiten entlang des Pfades ist, der zu diesem Ereignis führt.

Beispiel. In einer Urne befinden sich eine weiße und drei schwarze Kugeln. Es werden zwei Kugeln gezogen, wobei ihre Reihenfolge von Belang sei. Gesucht ist die Wahrscheinlichkeit der elementaren Ereignisse. Die Abb. 7.1 zeigt das Baumdiagramm zu diesem Experiment. Wir haben hier die Ergebnismenge

$$\Omega = \Omega_1 \times \Omega_2 = \{\bullet, \circ\} \times \{\bullet, \circ\} = \{(\bullet, \bullet), (\bullet, \circ), (\circ, \bullet), (\circ, \circ)\}.$$

Zu $B := \{\bullet\} \times \Omega_2$ und $A := \Omega_1 \times \{\circ\}$ ergibt sich

$$P(\{(\bullet, \circ)\}) = P(B)P(A | B) = \frac{3}{4} \cdot \frac{1}{3} = \frac{1}{4}.$$

Um die erste Pfadregel für Experimente mit mehr als zwei Stufen bestätigen zu können, müssen wir zunächst ein paar Vorbetrachtungen machen. Zunächst wird sich die Frage auftun, wie man bedingte Wahrscheinlichkeiten von bedingten Wahrscheinlichkeiten bildet. Bei fester Bedingung B bildet die bedingte Wahrscheinlichkeit wiederum ein Wahrscheinlichkeitsmaß,

$$P_B: \Omega \rightarrow \mathbb{R}, \quad P_B(A) := P(A | B).$$

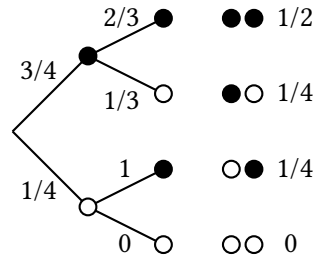


Abb. 7.1.: Baumdiagramm zur Ziehung aus der Urne

Diesbezüglich kann man nun von $P_B(A \mid C)$ reden. Allerdings findet sich hierzu die Umformung

$$P_B(A \mid C) = \frac{P_B(A \cap C)}{P_B(C)} = \frac{\frac{P(A \cap B \cap C)}{P(B)}}{\frac{P(B \cap C)}{P(B)}} = \frac{P(A \cap B \cap C)}{P(B \cap C)} = P(A \mid B \cap C).$$

Das heißt, die Schachtelung von bedingten Wahrscheinlichkeiten stimmt mit der bedingten Wahrscheinlichkeit unter konjunktiver Verbindung der Bedingungen, ausgedrückt als Schnittmenge, überein. Für $P(A \mid B \cap C)$ ist auch die Schreibweise $P(A \mid B, C)$ geläufig.

7.2.2. Gesetz der totalen Wahrscheinlichkeit

Satz 7.10 (Gesetz der totalen Wahrscheinlichkeit).

Es sei \mathcal{Z} eine Zerlegung der Ergebnismenge Ω in paarweise disjunkte Mengen $B \in \mathcal{Z}$. Dann gilt

$$P(A) = \sum_{B \in \mathcal{Z}} P(A \mid B)P(B).$$

Beweis. Es findet sich die Umformung

$$\begin{aligned} P(A) &= P(A \cap \Omega) = P(A \cap \bigcup_{B \in \mathcal{Z}} B) = P(\bigcup_{B \in \mathcal{Z}} (A \cap B)) \\ &= \sum_{B \in \mathcal{Z}} P(A \cap B) = \sum_{B \in \mathcal{Z}} P(A \mid B)P(B). \quad \square \end{aligned}$$

7.2.3. Satz von Bayes

Satz 7.11 (Satz von Bayes).

Es gilt $P(A | B) = \frac{P(A)}{P(B)} P(B | A)$, sofern $P(A) \neq 0$ und $P(B) \neq 0$.

Beweis. Bestätigt sich mit der kurzen Rechnung

$$P(A | B) = \frac{P(A)}{P(A)} \frac{P(A \cap B)}{P(B)} = \frac{P(A)}{P(B)} \frac{P(A \cap B)}{P(A)} = \frac{P(A)}{P(B)} P(B | A) \quad \square$$

Anwendungsbeispiel: Beurteilung diagnostischer Tests. Zu einer bestimmten Krankheit wurde ein Testverfahren entwickelt. Es weist eine *Sensitivität* von 98 % auf. Das heißt, würde man eine sehr große Zahl von ausschließlich tatsächlich erkrankten Individuen testen, würde dieser Anteil als krank erkannt. Weiterhin weist es eine *Spezifität* von 97 % auf. Das heißt, würde man eine sehr große Zahl von ausschließlich gesunden Individuen testen, würde dieser Anteil als gesund erkannt. Aufgrund sowohl hoher Sensitivität als auch hoher Spezifität darf man das Verfahren als recht zuverlässig befinden.

Die Krankheit habe nun in der Bevölkerung eine Prävalenz von 1 %. Es wird ein zufälliges Individuum getestet. Das Ereignis K , dass dieses Individuum krank ist, besitzt also die Wahrscheinlichkeit $P(K) = 0.01$. Es bezeichne T^+ bzw. T^- das Ereignis, dass der Test positiv bzw. negativ ausfällt. Es gilt $P(T^+ | K) = 0.98$ gemäß der Sensitivität und $P(T^- | K^c) = 0.97$ gemäß der Spezifität des Tests.

Gesucht ist die Wahrscheinlichkeit $P(K | T^+)$, dass das Individuum bei positivem Testergebnis in Wirklichkeit krank ist.

Im Zuge der disjunkten Zerlegung $\Omega = K \cup K^c$ gilt zunächst

$$P(T^+) = P(T^+ | K)P(K) + P(T^+ | K^c)P(K^c)$$

gemäß Satz 7.10. Im Zuge der disjunkten Zerlegung $\Omega = T^+ \cup T^-$ gilt außerdem

$$P(\Omega | K^c) = P(T^+ | K^c) + P(T^- | K^c) = 1.$$

Via Satz 7.11 findet sich somit allgemein

$$P(K | T^+) = \frac{P(K)}{P(T^+)} P(T^+ | K) = \frac{1}{1 + \frac{(1 - P(T^- | K^c))(1 - P(K))}{P(T^+ | K)P(K)}}.$$

Wir berechnen speziell $P(K | T^+) \approx 0.25$. Obgleich der Test recht genau erscheint, ist $P(K | T^+)$ aufgrund der geringen Prävalenz recht niedrig.

Angenommen, bei der Krankheit handelt es sich um eine Infektionskrankheit. In Bezug auf einen Hotspot, von dem man die lokale Prävalenz von 10 % in Erfahrung gebracht hat, ergibt sich immerhin $P(K \mid T^+) \approx 0.78$. Das Testergebnis ist also nicht für sich allein aussagekräftig, sondern wesentlich von der Prävalenz der Krankheit in der betrachteten Gruppe abhängig.

7.2.4. Bayessche Inferenz

Ich möchte im Fortgang noch eine dem subjektiven Wahrscheinlichkeitsbegriff entstammende Sichtweise auf die Umstände einnehmen. Unter dieser berechnen wir, wie sich die Wahrscheinlichkeit einer Hypothese bei Erhalt neuer Information aktualisiert.

Wir haben eine *Hypothese* H , von der wir nicht wissen, ob sie stimmt. Allerdings ist bekannt, dass diese mit $P(H)$ eintritt, die man die *a-priori*-Wahrscheinlichkeit nennt. Nun liegt eine neue Information vor, die die *Evidenz* E schafft. Das heißt, wir befinden uns in einer Situation, in der E bereits beobachtet wurde, was aber nur im Anteil $P(E)$ der Fälle passiert. Gefragt ist nun, wie man $P(H)$ aktualisieren muss, um zu $P(H \mid E)$ zu gelangen, die man die *a-posteriori*-Wahrscheinlichkeit nennt. Die Aktualisierung vermittelt der Faktor $\frac{P(E \mid H)}{P(E)}$, so dass sich der Satz von Bayes in der Form

$$P(H \mid E) = \frac{P(E \mid H)}{P(E)} P(H)$$

darstellt. Im zuvor diskutierten Beispiel zur Beurteilung diagnostischer Tests war $H := K$ die Hypothese und $E := T^+$ die Evidenz.

In komplizierteren Situationen kann die Handhabung von Wahrscheinlichkeiten bei bayesschen Rechnungen umständlich werden. Eine dienliche Alternative besteht darin, mit *Chancen* statt Wahrscheinlichkeiten zu arbeiten.

Definition 7.4 (Chance).

Zu einer Wahrscheinlichkeit $P(A) \neq 1$ heißt $R(A) := \frac{P(A)}{1-P(A)}$, also das *Ratio* aus Wahrscheinlichkeit und Gegenwahrscheinlichkeit, die *Chance*, engl. *odds*, des Ereignisses A .

Insofern diese Gleichung zu $P(A) = \frac{R(A)}{1+R(A)}$ äquivalent umformbar ist, gehört zu jeder Wahrscheinlichkeit genau eine Chance und umgekehrt.

Im näheren Blick auf die Regel von Bayes fällt auf, dass die A-priori-Wahrscheinlichkeit in die Berechnung des Aktualisierungsfaktors einfließt, was man als verwickelt empfinden mag. Wie man unschwer nachrechnet, lässt sich die Regel von

Bayes nun aber auch in der Form

$$R(H | E) = \frac{P(E | H)}{P(E | H^c)} R(H) = \frac{P(E | H)}{1 - P(E^c | H^c)} R(H)$$

fassen, genannt die *Chancen-Form*, engl. *odds form*. In Bezug auf die diagnostischen Tests stellt sich dieser Sachverhalt dar als

$$R(H | E) = \frac{\text{Sensitivität}}{1 - \text{Spezifität}} R(H).$$

Die A-posteriori-Chance $R(H | E)$ ergibt sich hier ebenfalls über einen Aktualisierungsfaktor, genannt *Bayes-Faktor*, aus der A-priori-Chance $R(H)$, der aber im Unterschied zur ursprünglichen Fassung nicht mehr selbst abhängig von dieser ist. Als weiterer Vorteil ergibt sich hierbei, dass sequentielles Aktualisieren in Bezug auf eine Reihe Evidenzen durch simples Multiplizieren mit den jeweiligen Bayes-Faktoren vorgenommen werden darf. Hat man nämlich zwei Evidenzen E_1, E_2 gesammelt, die sowohl unter H als auch unter H^c stochastisch unabhängig sind, also nichts miteinander zu tun haben, ergibt sich unmittelbar die Umformung

$$R(H | E_2 \cap E_1) = \frac{P(E_2 \cap E_1 | H)}{P(E_2 \cap E_1 | H^c)} R(H) = \frac{P(E_2 | H)}{P(E_2 | H^c)} \frac{P(E_1 | H)}{P(E_1 | H^c)} R(H).$$

Es ist aber Obacht geboten, E_1, E_2 nicht irrtümlich für sich allein als stochastisch unabhängig zu befinden. Frequentistisch gesehen darf man sich den Sachverhalt wie ein dreistufiges Zufallsexperiment vorstellen. Zum Beispiel mit H für *ist krank* und E_i für *Test i ist positiv*. Im ersten Telexperiment wird ein zufälliges Individuum aus der Population ausgewählt, im zweiten der erste Test, im dritten der zweite Test durchgeführt. Weiterhin sind E_1, E_2 allem Wissen nach unter H unabhängig. Ohne Bedingung H hat man es aber sowohl mit kranken als auch gesunden Individuen zu tun. Betrachten wir dazu eine Population von einer Mio. Individuen. Der erste Test siebt aus dieser eine gewisse Zahl aus, die sich in E_1 versammeln. Diese Gruppe besitzt aber einen höheren relativen Anteil an Kranken, so dass sich unter dieser die Wahrscheinlichkeit für E_2 erhöht. Wir haben also $P(E_2 | E_1) > P(E_2)$. Wären E_1, E_2 unabhängig, müsste aber $P(E_2 | E_1) = P(E_2)$ gelten.

Formal ist die zweite Pfadregel bzw. das Gesetz der totalen Wahrscheinlichkeit anzuwenden, das macht

$$P(E_i) = P(E_i | H)P(H) + P(E_i | H^c)P(H^c).$$

Diese Gleichung verdeutlicht, wie $P(H)$ sowie $P(H^c)$ mit in die Berechnung einfließen. Letztlich lässt sich damit ein konkretes Beispiel rechnen, das als Gegenbeispiel die Unabhängigkeit von E_1, E_2 widerlegt.

8. Programmverifikation

8.1. Programme

Zur Lösung mancher Probleme, Beantwortung mancher Fragen mag man eine mehr oder weniger festgelegte Methode, ein Verfahren anwenden. Zur Präzisierung legt man das Verfahren durch einen Algorithmus fest. Mit konkreten Mitteln, das Verfahren durchführen zu können, entsteht aus dem Algorithmus ein *Programm*. Sei dem zweiten Weltkrieg kamen immer leistungsfähigere Rechenmaschinen auf, die immer anspruchsvollere Aufgaben bewältigten. Die Programme, die auf den Maschinen abliefen, wurden mit der Zeit immer komplexer.

Reflektiert man eine Weile, kann man zur Sichtweise gelangen, dass Problemlösung mehr oder weniger allgemein algorithmisch stattfinden kann. Es scheint, als ob wir uns fast notgedrungen mit Programmen auseinandersetzen müssen.

Die frühen Computer führten meist numerische Rechnungen aus, die den Bedürfnissen von Ingenieuren und Naturwissenschaftlern entsprangen. Leider nicht immer für friedliche Zwecke. Mit der Entwicklung ging die Auffindung vieler numerischer Verfahren und Ausreizen bereits bekannter Verfahren einher. Dazu ein kleines Beispiel. Das Programm 8.1 zeigt die iterative Berechnung der Quadratwurzel $x = \sqrt{a}$ mit dem Heron-Verfahren

$$x_0 := \frac{a+1}{2}, \quad x_{n+1} := \frac{1}{2} \left(x_n + \frac{a}{x_n} \right).$$

Die Folge (x_n) konvergiert rasch gegen x .

8.2. Die Programmiersprache IMP

Jede Programmiersprache sollte ihre eigene Semantik besitzen, die bestimmt, was beim Ablauf der Programme passiert. Und selbst wenn die Semantik nie explizit erklärt wurde, besteht zumindest eine implizite Semantik durch den Compiler und die Maschine bzw. den Interpreter in ihrer jeweiligen Version. Nun verhält es sich aber so, dass die Gültigkeit der später aufgeführten Regeln empfindlich von der Semantik abhängen kann. Daher sollten wir uns auf eine feste Sprache mit einer festen Semantik einigen.

Listing 8.1: Programm zur iterativen Berechnung von Quadratwurzeln

```

def sqrt(a, epsilon = 1E-12):
    x = 0.5*(a + 1)
    while True:
        x = 0.5*(x + a/x)
        if abs((x*x - a)/a) < epsilon:
            return x

```

Listing 8.2: Programm zur iterativen Berechnung der Potenz x^n

```

def power(x, n):
    y = 1
    while n != 0:
        y = y*x
        n = n - 1
    return y

```

Listing 8.3: Programm zur rekursiven Berechnung der Potenz x^n

```

def power(x, n):
    if n == 0:
        return 1
    else:
        return x*power(x, n - 1)

```

Vollumfängliche Programmiersprachen sind in der Regel zu kompliziert, zu verwickelt, als dass ihre Konzepte in Kürze beschrieben werden könnten. Deshalb betrachten wir erst einmal IMP, eine minimalistische imperative Programmiersprache, die uns als Studienobjekt dienen wird. Sie enthält nur die ganz grundlegenden Konzepte der Algorithmik, und ihre Programme verarbeiten lediglich ganze Zahlen. Insbesondere bleibt das Konzept der Unterprogramme außenvor, wenngleich dieses eines der ersprißlichsten und interessantesten sein mag.

Wir grenzen zunächst die beiden Wertemengen ab, deren Elemente als Literale in der Syntax und als Werte bei der Auswertung von Ausdrücken auftauchen.

Es sei Int die Menge der ganzen Zahlen im Dezimalsystem. Während also \mathbb{Z} die Menge der ganzen Zahlen bezeichnet, besteht Int aus konkreten Darstellungen der Zahlen aus \mathbb{Z} . Prinzipiell wäre auch eine andere Darstellung wie das Dualsystem möglich; beim Parsen des Quelltextes müsste dann vom Dezimalsystem ins Dualsystem umgerechnet werden.

Entsprechend sei $\text{Bool} := \{\mathbf{false}, \mathbf{true}\}$, wobei die Symbole **false** und **true** syntaktische Darstellungen der Wahrheitswerte seien. An sich ginge es auch, die Wahrheitswerte als 0, 1 in den ganzen Zahlen unterzubringen, was ich hier aber nicht weiter verfolgen will. Übrigens benötigt IMP per se kein Typsystem, weil Zahlen und Wahrheitswerte bereits in der Syntax nicht gemeinsam auftauchen dürfen, wie

im Weiteren klar werden wird.

Es erfolgt nun die genaue Beschreibung der abstrakten Syntax von IMP.

Ein **arithmetischer Ausdruck** a , kurz **Term**, sei durch die folgenden Produktionsregeln festgelegt.

- Eine ganze Zahl aus Int ist ein Term.
- Eine Variable aus Loc ist ein Term.
- Sind a, a' Terme, so sind auch $a + a'$, $a - a'$, $a * a'$, a / a' Terme.
- Nichts anderes ist ein Term.

Wir fassen die Terme hierbei als abstrakte Syntaxbäume auf. Auf die genaue Grammatik und die Konstruktion eines Parsers will ich an dieser Stelle nicht näher eingehen, damit der Fokus auf die eigentliche Problemstellung nicht verloren geht. Die Operationen sollen auf die gewöhnliche Art geschrieben werden, die Operatoren dabei die gewöhnliche Rangfolge besitzen.

Ein **boolescher Ausdruck** b , kurz **Ausdruck**, sei durch die folgenden Produktionsregeln festgelegt.

- Die Symbole **false** und **true** sind Ausdrücke.
- Sind a, a' Terme, so sind $a = a'$ und $a \leq a'$ Ausdrücke.
- Ist b ein Ausdruck, so ist auch **not** b ein Ausdruck.
- Sind b, b' Ausdrücke, so sind auch b **and** b und b **or** b Ausdrücke.
- Nichts anderes ist ein Ausdruck.

Ein **Kommando** c , auch **Programm** genannt, sei durch die folgenden Produktionsregeln festgelegt.

- Das Symbol **skip** ist ein Kommando.
- Ist X eine Variable aus Loc und a ein Term, so ist $X := a$ ein Kommando.
- Sind c, c' Kommandos, so ist auch $c; c'$ ein Kommando.
- Ist b ein Ausdruck und sind c, c' Kommandos, so ist auch **if** b **then** c **else** c' **end** ein Kommando.
- Ist b ein Ausdruck und c ein Kommando, so ist auch **while** b **do** c **end** ein Kommando.
- Nichts anderes ist ein Kommando.

8.3. Denotationelle Semantik

Hat man bereits viele Programme geschrieben, gelesen und sich die Vorgänge auf der Assembler-Ebene angeschaut, mag man ein intuitives Verständnis dafür bekommen haben, wie Programme ablaufen. Es hat sich allerdings als sehr förderlich herausgestellt, diese Abläufe formal zu präzisieren. Das gelingt zum Beispiel, indem eine tatsächliche oder emulierte Rechenmaschine festgelegt wird. Um aber

nicht den Fokus auf das Wesentliche zu verlieren, abstrahiert man von den Details der Maschine, indem den syntaktischen Konstrukten der Programmiersprache direkt eine Semantik zugeordnet wird. Ich will näher auf die *denotationelle Semantik* eingehen.

Wir bezeichnen

- mit Aexp die Menge der arithmetischen Ausdrücke,
- mit Bexp die Menge der booleschen Ausdrücke,
- mit Com die Menge der Kommandos.

Will man nun einen arithmetischen Ausdruck auswerten, denkt man sich dafür eine Funktion $\mathcal{A}: \text{Aexp} \rightarrow \text{Int}$. Es ist

$$\mathcal{A}[\![1 + 2]\!] = 3$$

usw. Nun kann ein arithmetischer Ausdruck aber auch Variablen enthalten, womit bspw. auch der Wert $\mathcal{A}[\![x + 1]\!]$ bezüglich $x \in \text{Loc}$ bestimmt sein muss.

Die Auswertungsfunktion \mathcal{A} wird daher parametrisiert durch den aktuellen Zustand s . Wir haben also $\mathcal{A}: \text{Aexp} \rightarrow (S \rightarrow \text{Int})$ bzw. $\mathcal{A}: \text{Aexp} \times S \rightarrow \text{Int}$.

Einen *Zustand* s modellieren wir schlicht als die Belegung der verfügbaren Variablen, also als eine Funktion $s \in S$ mit $S := \text{Abb}(\text{Loc}, \text{Int})$.

Ein möglicher Zustand s mit $s(x) = 1$ und $s(y) = 2$ ist zum Beispiel

$$s(X) := \begin{cases} 1, & \text{wenn } X = x, \\ 2, & \text{wenn } X = y, \\ 0 & \text{sonst.} \end{cases}$$

Die Notation $s[X := n]$ stehe für die *Variante* des Zustands s , erklärt als derjenige Zustand, der X auf n abbildet, aber sonst mit s übereinstimmt. Bezüglich $s_0(X) := 0$ ist das zuvor genannte Beispiel somit beschreibbar als $s := s_0[x := 1][y := 2]$.

Wir legen $\mathcal{A}: \text{Aexp} \rightarrow (S \rightarrow \text{Int})$ rekursiv fest gemäß

$$\begin{aligned} \mathcal{A}[\![n]\!](s) &:= n, \\ \mathcal{A}[\![X]\!](s) &:= s(X), \\ \mathcal{A}[\![a + a']\!](s) &:= \mathcal{A}[\![a]\!](s) + \mathcal{A}[\![a']\!](s), \\ \mathcal{A}[\![a - a']\!](s) &:= \mathcal{A}[\![a]\!](s) - \mathcal{A}[\![a']\!](s), \\ \mathcal{A}[\![a * a']\!](s) &:= \mathcal{A}[\![a]\!](s) \cdot \mathcal{A}[\![a']\!](s), \\ \mathcal{A}[\![a / a']\!](s) &:= \mathcal{A}[\![a]\!](s) / \mathcal{A}[\![a']\!](s). \end{aligned}$$

bezüglich $n \in \text{Int}$, $X \in \text{Loc}$ und $a, a' \in \text{Aexp}$. Die Operationen auf der rechten Seite werden hierbei auf die übliche Art und Weise berechnet. Wir verwenden die euklidische Ganzzahldivision und setzen $n / 0 := 0$ für jedes $n \in \text{Int}$.

Wir legen $\mathcal{B}: \text{Bexp} \rightarrow (S \rightarrow \text{Bool})$ rekursiv fest gemäß

$$\begin{aligned}\mathcal{B}[\![\text{false}]\!](s) &:= \text{false}, \\ \mathcal{B}[\![\text{true}]\!](s) &:= \text{true}, \\ \mathcal{B}[\![a = a']\!](s) &:= (\mathcal{A}[\![a]\!](s) = \mathcal{A}[\![a']\!](s)), \\ \mathcal{B}[\![a \leq a']\!](s) &:= (\mathcal{A}[\![a]\!](s) \leq \mathcal{A}[\![a']\!](s)), \\ \mathcal{B}[\![\text{not } b]\!](s) &:= \neg \mathcal{B}[\![b]\!](s), \\ \mathcal{B}[\![b \text{ and } b']\!](s) &:= \mathcal{B}[\![b]\!](s) \wedge \mathcal{B}[\![b']\!](s), \\ \mathcal{B}[\![b \text{ or } b']\!](s) &:= \mathcal{B}[\![b]\!](s) \vee \mathcal{B}[\![b']\!](s),\end{aligned}$$

bezüglich $a, a' \in \text{Aexp}$ und $b, b' \in \text{Bexp}$. Der Wahrheitswert der Relationen bzw. Verknüpfungen auf der rechten Seite wird hierbei auf die übliche Art und Weise bestimmt.

Wir legen $C: \text{Com} \rightarrow (S \rightarrow S)$ rekursiv fest gemäß

$$\begin{aligned}C[\![\text{skip}]\!](s) &:= s, \\ C[\![X := a]\!](s) &:= s[X := \mathcal{A}[\![a]\!](s)], \\ C[\![c; c']\!](s) &:= C[\![c']\!](C[\![c]\!](s)) = (C[\![c']\!] \circ C[\![c]\!])(s), \\ C[\![\text{if } b \text{ then } c \text{ else } c' \text{ end}]\!](s) &:= \begin{cases} C[\![c]\!](s), & \text{wenn } \mathcal{B}[\![b]\!](s) = \text{true}, \\ C[\![c']\!](s) & \text{sonst.} \end{cases} \\ C[\![\text{while } b \text{ do } c \text{ end}]\!](s) &:= \begin{cases} \varphi_{b,c}(C[\![c]\!](s)), & \text{wenn } \mathcal{B}[\![b]\!](s) = \text{true}, \\ s & \text{sonst} \end{cases}\end{aligned}$$

mit $\varphi_{b,c}(s) := C[\![\text{while } b \text{ do } c \text{ end}]\!](s)$.

Bei $C[\![c]\!]$ handelt es sich um eine partielle Funktion, da die rekursive Auswertung der while-Schleife unter Umständen nicht terminiert – zum Beispiel bei

while true do skip end.

8.4. Die Zusicherungssprache

Zusicherungen sind Aussagen, die man in einem bestimmten Zustand als erfüllt sehen will. Zum Beispiel ist nach der Ausführung des Kommandos $y := x * x$ die Zusicherung $y \geq 0$ erfüllt.

Zusicherungen sind logische Formeln, die der Sprache der einsortigen Logik erster Stufe entstammen sollen. Die logische Sprache wird passend zur Programmiersprache IMP definiert, dergestalt dass das Diskursuniversum Int sei und die Variablen aus Loc in den Termen auftauchen dürfen. Benötigte Funktionssymbole der

Signatur $\text{Int}^n \rightarrow \text{Int}$ und Relationssymbole der Signatur $\text{Int}^n \rightarrow \text{Bool}$ zu $n \in \mathbb{N}_{\geq 0}$ kann man je nach Bedarf in ihrer üblichen Bedeutung hinzufügen; die Operatoren von IMP sollen dabei aber mindestens verfügbar sein.

Wir müssen nun allerdings zwischen Variablen x, y, z und Variablen $x, y, z \in \text{Loc}$ unterscheiden. Die kursiven tauchen als freie und gebundene Variablen in den Formeln auf. Die aufrechten verhalten sich dagegen wie Konstantensymbole, über sie kann nicht quantifiziert werden.

Die Notation $I, s \models A$ stehe für die Aussage, dass die Interpretation $I = (\mathcal{M}, \beta)$ und der Zustand s die Formel A erfüllen. Hierbei ist \mathcal{M} eine Struktur, die die Bedeutung der Funktions- und Relationssymbole festlegt, und β eine Belegung der kursiven Variablen. Der Zustand s belegt die aufrechten Variablen. Die Definition der Erfüllung geschieht analog wie bei der gewöhnlichen Logik erster Stufe, weshalb ich sie hier nicht näher ausführen will.

Wir betrachten nur das Modell \mathcal{M}_0 , das die Symbole mit ihrer üblichen Bedeutung versteht. Daher sei $\mathcal{I}_0 := \{(\mathcal{M}, \beta) \mid \mathcal{M} = \mathcal{M}_0\}$, das heißt, \mathcal{I}_0 sei die Menge der Interpretationen, deren Struktur \mathcal{M}_0 ist.

Es stehe später $s \models A$ als Abkürzung für $I, s \models A$, sofern sich dadurch keine Zweideutigkeiten ergeben.

8.5. Der Hoare-Kalkül

Ein Hoare-Tripel $\{A\} c \{B\}$ soll die logische Aussage ausdrücken, dass nach dem Durchlaufen des Programms c die Zusicherung B erfüllt ist, sofern zuvor die Zusicherung A erfüllt war. Hierbei bezeichnet man A als die *Vorbedingung* und B als die *Nachbedingung* von c . Das Tripel fordert allerdings keineswegs, dass das Programm c tatsächlich terminiert; lediglich, dass B erfüllt ist, *falls* c terminiert. Ist das Tripel allgemeingültig, nennt man das Programm *partiell korrekt* in Bezug auf A, B . Terminiert das Programm zusätzlich, nennen wir es *total korrekt* in Bezug auf A, B und notieren dies $[A] c [B]$.

Beispiel für ein allgemeingültiges Tripel:

$$\{\mathbf{true}\} y := x * x \{y \geq 0\}$$

Die Allgemeingültigkeit des Tripels $\{A\} c \{B\}$ wird dahingehend definiert als

$$(\models \{A\} c \{B\}) : \Leftrightarrow \forall I \in \mathcal{I}_0 : \forall s \in S : (I, s \models A) \Rightarrow \forall s' \in S : C[\![c]\!](s) = s' \Rightarrow (I, s' \models B).$$

Bemerkung 1. In Bezug auf IMP ist der Wert s' , sofern $C[\![c]\!](s)$ existiert, eindeutig bestimmt. Denken wir uns nun den ungültigen Zustand \perp , der sich ergeben soll, wenn c eine nicht terminierende Schleife ist, bekommt man eine totale Funktion

$C[[c]] : S \cup \{\perp\} \rightarrow S \cup \{\perp\}$, wobei $C[[c]](\perp) := \perp$ gesetzt wird. Diesbezüglich verkürzt sich die Allgemeingültigkeit zu

$$(\models \{A\}c\{B\}) \Leftrightarrow \forall I \in \mathcal{I}_0 : \forall s \in S : (I, s \models A) \Rightarrow (I, C[[c]](s) \models B).$$

Hierbei verlangt man, dass $I, \perp \models A$ für jede Formel A gilt.

Bemerkung 2. Die Zusicherungssprache ist erweiterbar um eine modale Operation $\Box_c B$ je Kommando c , üblicherweise $[c]B$ geschrieben. Deren Semantik sei

$$(I, s \models [c]B) :\Leftrightarrow \forall s' \in S : R_c(s, s') \Rightarrow (I, s' \models B)$$

mit der Zugänglichkeitsrelation $R_c(s, s') :\Leftrightarrow C[[c]](s) = s'$.

Diesbezüglich sind $\{A\}c\{B\}$ und $A \Rightarrow [c]B$ semantisch äquivalent.

Die so erweiterte Logik nennt man die *dynamische Logik* von IMP. Die denotationelle Semantik nimmt hierbei die Rolle einer Kripke-Semantik ein, wobei die Zustände die Kripke-Welten sind.

Da die Semantik von IMP eine deterministische ist, muss der vom Zustand s aus via c erreichbare Zustand s' , sofern dieser existiert, gemäß $s' = C[[c]](s)$ eindeutig bestimmt sein; es gibt also keine weiteren Zustände, an die wir B fordern müssten. Insofern ergibt sich die Klärung

$$(\models [A]c[B]) \Leftrightarrow \forall I \in \mathcal{I}_0 : \forall s \in S : (I, s \models A) \Rightarrow \exists s' \in S : C[[c]](s) = s' \wedge (I, s' \models B).$$

In Bezug auf die Modaloperation $\Diamond_c B$ bzw. $\langle c \rangle B$ mit der Semantik

$$(s \models \langle c \rangle B) :\Leftrightarrow \exists s' \in S : R_c(s, s') \wedge (s' \models B).$$

sind nun $[A]c[B]$ und $A \Rightarrow \langle c \rangle B$ semantisch äquivalent.

Außerdem bestehen die Äquivalenzen $\langle c \rangle B \Leftrightarrow \neg[c]\neg B$ und $[c]B \Leftrightarrow \neg\langle c \rangle\neg B$. Sie bestätigen, dass $\langle c \rangle B$ in Bezug auf die Theorie der Modallogiken als die *Möglichkeitsoperation* gedeutet werden kann, die zur *Notwendigkeitsoperation* $[c]B$ gehört.

Die Formalismen stehen im engen Bezug zum dijkstraschen wp-Kalkül. Dijkstra notiert $\text{wp}(c, B)$ für die schwächste Vorbedingung, engl. *weakest precondition*, unter der das Programm c in einem Zustand terminiert, in dem B erfüllt ist. Für jede Vorbedingung A gilt daher $A \Rightarrow \text{wp}(c, B)$. Die Aussagen $[A]c[B]$ und $A \Rightarrow \text{wp}(c, B)$ drücken dasselbe aus.

Analog steht $\text{wlp}(c, B)$ für die schwächste liberale Vorbedingung, die lediglich B fordert, falls das Programm terminiert. Demnach sind $[c]B$ und $\text{wlp}(c, B)$ bedeutungsgleich. Entsprechend drücken $\{A\}c\{B\}$ und $A \Rightarrow \text{wlp}(c, B)$ dasselbe aus.

Aufgrund der deterministischen Natur der Semantik von IMP sind des Weiteren $\langle c \rangle B$ und $\text{wp}(c, B)$ bedeutungsgleich. In anderen Programmiersprachen mit anderen Semantiken mag diese Äquivalenz allerdings verloren gehen.

Wir diskutieren nun die **Schlussregeln** des Kalküls.

Satz 8.1 (Regel zum leeren Kommando).

Die Regel $\frac{}{\vdash \{A\}\mathbf{skip}\{A\}}$ ist gültig.

Beweis. Wir wollen $\models \{A\}\mathbf{skip}\{B\}$ zeigen. Dazu sei s fest, aber beliebig. Es gelte $s \models A$. Des Weiteren gelte $C[\llbracket \mathbf{skip} \rrbracket](s) = s'$. Zu zeigen ist $s' \models A$.

Gemäß der denotationellen Semantik gilt $C[\llbracket \mathbf{skip} \rrbracket](s) = s$, womit wir $s' = s$ und somit bereits die Behauptung haben. \square

Satz 8.2 (Regel zur Zuweisung).

Die Regel $\frac{}{\vdash \{A[X := a]\}X := a\{A\}}$ ist gültig.

Eine Schlussregel ohne Prämissen. Mit $A[X := a]$ ist hierbei die Formel gemeint, die aus A hervorgeht, indem jedes Vorkommen von X in A durch den Term a ersetzt wird.

Zum Beispiel erkennt man das Tripel

$$\begin{array}{l} \{x \geq 0\} \\ x := x + 1 \\ \{x \geq 1\} \end{array}$$

unschwer als allgemeingültig. Dieses fällt unter die Fittiche der Regel, indem $X := x$, $a := x + 1$ und $A := (x \geq 1)$ gesetzt wird. Damit ergibt sich $A[X := a]$ zu $x + 1 \geq 1$, was logisch äquivalent zu $x \geq 0$ ist. Streng genommen muss hierbei von Satz 8.8 Gebrauch gemacht werden.

Ob die Rechnung stimmt, prüft man so: Man betrachtet die Nachbedingung, wendet auf diese die mit der Zuweisung übereinstimmende Substitution an, und dies muss dann in der Vorbedingung resultieren.

Beweis. Wir wollen

$$\models \{A[X := a]\}X := a\{A\}$$

zeigen. Sei dazu s fest, aber beliebig. Es gelte $s \models A[X := a]$. Des Weiteren gelte $C[\llbracket X := a \rrbracket](s) = s'$. Zu zeigen ist $s' \models A$.

Gemäß der denotationellen Semantik gilt $C[\llbracket X := a \rrbracket](s) = s[X := a]$, womit wir $s' = s[X := a]$ haben. Schließlich folgt die Behauptung vermittels der Äquivalenz

$$(s \models A[X := a]) \Leftrightarrow (s[X := a] \models A),$$

die man unschwer als richtig erkennt oder pedantisch per struktureller Induktion über den Aufbau von A beweisen kann. \square

Satz 8.3 (Regel zur Sequenz von Kommandos).

Die Regel $\frac{\vdash \{A\}c\{B\} \quad \vdash \{B\}c'\{C\}}{\vdash \{A\}c; c'\{C\}}$ ist gültig.

Beweis. Wir wollen $\vdash \{A\}c; c'\{C\}$ zeigen. Dazu sei s fest, aber beliebig. Es gelte $s \models A$. Des Weiteren gelte $C[[c; c']](s) = s''$. Zu zeigen ist $s'' \models C$.

Gemäß der denotationellen Semantik existiert $s' = C[[c]](s)$ mit

$$C[[c; c']](s) = C[[c']](s') = s''.$$

Aus $s \models A$ und $\vdash \{A\}c\{B\}$ folgt nun zunächst $s' \models B$. Mit $\vdash \{B\}c'\{C\}$ folgt daraufhin $s'' \models C$ aus $s' \models B$. \square

Satz 8.4 (Regel zur Verzweigung).

Die Regel $\frac{\vdash \{A \wedge b\}c\{C\} \quad \vdash \{A \wedge \neg b\}c'\{C\}}{\vdash \{A\}\text{if } b \text{ then } c \text{ else } c' \text{ end}\{C\}}$ ist gültig.

Beweis. Sei s fest, aber beliebig. Es gelte $s \models A$. Des Weiteren gelte

$$C[[\text{if } b \text{ then } c \text{ else } c' \text{ end}]](s) = s'.$$

Zu zeigen ist $s' \models C$. Fallunterscheidung. Im Fall $\mathcal{B}[[b]](s) = \mathbf{true}$ gilt $s \models b$, also $s \models A \wedge b$. Außerdem ergibt sich in diesem Fall die Vereinfachung

$$C[[\text{if } b \text{ then } c \text{ else } c' \text{ end}]](s) = C[[c]](s).$$

Vermittels $\vdash \{A \wedge b\}c\{C\}$ erhalten wir somit $s' \models C$. Die Argumentation im Fall $\mathcal{B}[[b]](s) = \mathbf{false}$ verläuft analog. \square

Satz 8.5 (Regel zur Schleife).

Die Regel $\frac{\vdash \{A \wedge b\}c\{A\}}{\vdash \{A\}\text{while } b \text{ do } c \text{ end}\{A \wedge \neg b\}}$ ist gültig.

Sofern A also sowohl vor der Schleife gilt, als auch vor und hinter dem Schleifenrumpf, muss A auch hinter der Schleife gelten. Man nennt A hierbei eine *Schleifeninvariante*. Die Auffindung einer zielführenden Invariante stellt eine wesentliche Schwierigkeit bei der Programmverifikation dar.

Beweis. Sei s fest, aber beliebig. Es gelte $s \models A$. Des Weiteren gelte

$$C[[\text{while } b \text{ do } c \text{ end}]](s) = s''.$$

Zu zeigen ist $s'' \models A \wedge \neg b$. Induktion über die Anzahl der Durchläufe. Im Anfang findet kein Durchlauf statt. Das geht aber nur, wenn $\mathcal{B}[\![b]\!](s) = \mathbf{false}$, also $s \models \neg b$. Da dem Zustand s nach der Semantik der Schleife in diesem Fall keine Änderung widerfährt, gilt $s = s''$. Demnach gilt $s'' \models A$ und $s'' \models \neg b$, also $s'' \models A \wedge \neg b$.

Zum Induktionsschritt. Da die Schleife durchlaufen wird, existiert s' mit $C[\![c]\!](s) = s'$. Die restlichen null der mehr Schleifendurchläufe führen dann zum Zustand s'' , das heißt, $\varphi_{b,c}(s') = s''$. Die Induktionsvoraussetzung ist, dass $s'' \models A \wedge \neg b$ aus $s' \models A$ folgt. Es verbleibt also $s' \models A$ zu zeigen. Weil der erste Durchlauf stattfindet, muss des Weiteren $\mathcal{B}[\![b]\!](s) = \mathbf{true}$, also $s \models b$ gelten, womit wir $s \models A \wedge b$ haben. Vermittels $\models \{A \wedge b\}c\{A\}$, was ja Kraft der Prämisse der Regel zur Verfügung steht, erhält man schließlich $s' \models A$. \square

Satz 8.6 (Regel zur Verstärkung der Vorbedingung).

Die Regel
$$\frac{\vdash A' \Rightarrow A \quad \vdash \{A\}c\{B\}}{\vdash \{A'\}c\{B\}}$$
 ist gültig.

Beweis. Es gelte $s \models A'$. Des Weiteren gelte $C[\![c]\!](s) = s'$. Zu zeigen ist $s' \models B$. Mit $\vdash A' \Rightarrow A$ erhält man zunächst $s \models A$. Mit $\vdash \{A\}c\{B\}$ daraufhin $s' \models B$. \square

Satz 8.7 (Regel zur Abschwächung der Nachbedingung).

Die Regel
$$\frac{\vdash \{A\}c\{B\} \quad \vdash B \Rightarrow B'}{\vdash \{A\}c\{B'\}}$$
 ist gültig.

Beweis. Es gelte $s \models A$. Des Weiteren gelte $C[\![c]\!](s) = s'$. Zu zeigen ist $s' \models B'$. Mit $\vdash \{A\}c\{B\}$ erhält man zunächst $s' \models B$. Mit $\vdash B \Rightarrow B'$ erhält man daraufhin $s' \models B'$. \square

Satz 8.8 (Ersetzungsregeln).

Die Regeln
$$\frac{\vdash A \Leftrightarrow A' \quad \vdash \{A\}c\{B\}}{\vdash \{A'\}c\{B\}}, \quad \frac{\vdash B \Leftrightarrow B' \quad \vdash \{A\}c\{B\}}{\vdash \{A\}c\{B'\}}$$
 sind gültig.

Beweis. Folgt unmittelbar aus der Regel zur Verstärkung der Vorbedingung bzw. Abschwächung der Nachbedingung. \square

Beispiel 1. Wir betrachten nochmals den Algorithmus zur Exponentiation, also den zur Berechnung der Potenz x^n zu gegebenen Zahlen x, n . Dazu wird das Programm aus Listing 8.2 auf S. 230 in IMP übersetzt und mit einer Hilfsvariable versehen, so dass n konstant bleibt.¹ Des Weiteren sei $n \geq 0$ als Vorbedingung verlangt. Gesucht ist also ein Beweis des mit Listing 8.4 aufgeführten Tripels.

¹Alternativ gäbe es auch die Möglichkeit, Gebrauch von einer mathematischen Hilfsvariable in den Zusicherungen zu machen, statt das Programm zu modifizieren; dann bliebe die Hilfsvariable konstant, während sich n ändert.

Listing 8.4: Berechnung von x^n

```

{ $n \geq 0$ }
 $y := 1$ ;  $k := n$ ;
while not  $k = 0$  do
   $y := y * x$ ;
   $k := k - 1$ 
end
{ $y = x^n$ }

```

Listing 8.5: Binäre Exponentiation

```

{ $n \geq 0$ }
 $y := 1$ ;  $a := x$ ;  $k := n$ ;
while  $2 \leq k$  do
   $q := k/2$ ;  $r := k - 2*q$ ;
  if  $r = 1$  then  $y := y * a$  else skip end;
   $k := q$ ;  $a := a * a$ 
end;
if  $k = 1$  then  $y := y * a$  else skip end
{ $y = x^n$ }

```

Vermittels der Regel zur Zuweisung – zuzüglich Reflexivität der Gleichheit und der Ersetzungsregel – ergibt sich erst einmal die Ableitung:

$$\frac{\frac{}{\vdash n \geq 0} \Leftrightarrow n \geq 0 \wedge 1 = 1 \quad \frac{}{\vdash \{n \geq 0 \wedge 1 = 1\} y := 1 \{n \geq 0 \wedge y = 1\}}}{\vdash \{n \geq 0\} y := 1 \{n \geq 0 \wedge y = 1\}}$$

Wir fügen bereits ermittelte Zusicherungen in den Quelltext ein:

```

{ $n \geq 0$ }
 $y := 1$ ;  $k := n$ ;
{ $k \geq 0 \wedge y = 1$ }
while not  $k = 0$  do
   $y := y * x$ ;
   $k := k - 1$ 
end
{ $y = x^n$ }?

```

Die Zielführende Schleifeninvariante ist hier $y = x^{n-k}$. Vor der Schleife gilt ja $n = k$. Mit $x^0 = 1$ kommt man somit auf $y = 1$, was bezüglich $0^0 := 1$ auch im Fall $x = 0$ gilt. Wir durchziehen das Programm nun gemäß den Regeln sukzessive mit Zusicherungen und gelangen daraufhin bereits zum Abschluss der Verifikation:

```

{ $n \geq 0$ }
 $y := 1$ ;  $k := n$ ;
{ $k \geq 0 \wedge y = 1 \wedge y = x^{n-k}$ }
while not  $k = 0$  do
  { $y = x^{n-k}$ }
  { $y \cdot x = x^{n-k} \cdot x$ }

```

```

y := y*x;
{y = xn-k · x = xn-(k-1)}
k := k - 1
{y = xn-k}
end
{y = xn-k ∧ k = 0}
{y = xn}

```

Beispiel 2. Das Listing 8.5 zeigt die effiziente *Binäre Exponentiation*. Wie 8.4 berechnet dieses Programm die Potenz x^n , benötigt dafür aber weniger Multiplikationen. Soll beispielsweise x^{100} berechnet werden, kann dies auf $(x^{50})^2$ zurückgeführt werden. Dafür dass am Ende einmal quadriert wird, wurden 50 Multiplikationen eingespart. Der Algorithmus stellt ein allgemeines Verfahren hierfür dar.

Allerdings ist nicht mehr auf den ersten Blick ersichtlich, ob das Programm korrekt arbeitet. Zur Analyse wurden wieder die Hilfsvariablen a, k eingeführt, damit x, n konstant bleiben. Nach dem Durchlaufen des Programms mit der Vorbedingung $n \geq 0$ soll wieder die Nachbedingung $y = x^n$ bestehen. Gesucht ist wider ein Beweis des aufgeführten Tripels. Wir betrachten das Programm zunächst vom Ende aus. Dort findet sich das Tripel

```

{(y = xn ∧ k = 0) ∨ (y · a = xn ∧ k = 1)}
if k = 1 then y := y*a else skip end
{y = xn}.

```

Nimmt man bei der Vorbedingung nämlich die Fallunterscheidung in die beiden Seiten der Disjunktion vor, gelangt man in beiden Fällen zur Nachbedingung.

Am Anfang der Schleife gilt $a^k = x^n$, was etwas mit der Schleifeninvariante zu tun haben könnte. Ist diese Gleichung so modifizierbar, dass unter ihr die Zusage

$$(y = x^n \wedge k = 0) \vee (y \cdot a = x^n \wedge k = 1)$$

gilt? Ja, nämlich zu $y \cdot a^k = x^n$, denn

im Fall $k = 0$ gilt $y \cdot a^k = y$,
im Fall $k = 1$ gilt $y \cdot a^k = y \cdot a$.

Die Gleichung $y \cdot a^k = x^n$ gilt ebenfalls vor der Schleife, da dort $y = 1$ ist. Tatsächlich stellt sie eine zielführende Schleifeninvariante dar. Es verbleibt also zu bestätigen, dass sie auch am Ende des Schleifenrumpfs gilt.

Zunächst ergibt sich

$$\begin{aligned} &\{y \cdot a^k = x^n\} \\ &q := k/2; \quad r := k - 2*q \\ &\{y \cdot a^k = x^n \wedge q = \lfloor \frac{k}{2} \rfloor \wedge r = k - 2q\}. \end{aligned}$$

Wegen $r \in \{0, 1\}$ findet sich bei der Verzweigung nun

$$\begin{aligned} &\{y \cdot a^k = x^n \wedge q = \lfloor \frac{k}{2} \rfloor \wedge r = k - 2q\} \\ &\textbf{if } r = 1 \textbf{ then } y := y*a \textbf{ else skip end} \\ &\{((y \cdot a^{k-1} = x^n \wedge r = 1) \vee (y \cdot a^k = x^n \wedge r = 0)) \wedge r = k - 2q\}. \end{aligned}$$

Die lange Nachbedingung kann man kompakter fassen als

$$y \cdot a^{k-r} = x^n \wedge r = k - 2q,$$

wobei sich des Weiteren $k - r = 2q$ ergibt.

Zum Rest des Schleifenrumpfs findet sich somit schließlich

$$\begin{aligned} &\{y \cdot a^{2q} = x^n\} \\ &k := q \\ &\{y \cdot a^{2k} = x^n\} \\ &a := a*a \\ &\{y \cdot a^k = x^n\}. \end{aligned}$$

Quod erat demonstrandum.

8.6. Zum Kalkül der schwächsten Vorbedingung

Zu einem Programm c mag man zu einer Nachbedingung B mehr als eine Vorbedingung A finden, so dass $\{A\} c \{B\}$ gilt. Dahingehend gelangt man zur Überlegung, ob man A nicht zu einer Vorbedingung A' mit $A \Rightarrow A'$ abschwächen kann, so dass $\{A'\} c \{B\}$ gültig bleibt. Wir nennen A_0 *schwächste liberale Vorbedingung*, wenn für jede andere Vorbedingung A die Äquivalenz

$$\{A\} c \{B\} \Leftrightarrow (A \Rightarrow A_0)$$

besteht. Man schreibt $wlp(c, B) := A_0$, wobei wlp für *weakest liberal precondition* steht. Wie bei Erörterung der Semantik des Hoare-Tripels bereits festgestellt wurde, handelt es sich bei $wlp(c, B)$ um nichts anderes als die modale Aussage $[c]B$.

Satz 8.9. Es gilt $[c_1; c_2]B \equiv [c_1][c_2]B$.

Beweis. Zur Abkürzung sei $\varphi_1 \equiv (C\llbracket c_1 \rrbracket(s) = s')$ sowie $\varphi_2 \equiv (C\llbracket c_2 \rrbracket(s') = s'')$ und $\psi \equiv (s'' \models B)$. Es findet sich die äquivalente Umformung

$$\begin{aligned} (s \models [c_1][c_2]B) &\Leftrightarrow (\forall s': \varphi_1 \Rightarrow \forall s'': \varphi_2 \Rightarrow \psi) \\ &\Leftrightarrow (\forall s': \forall s'': \varphi_1 \wedge \varphi_2 \Rightarrow \psi) \Leftrightarrow (\forall s'': \forall s': \varphi_1 \wedge \varphi_2 \Rightarrow \psi) \\ &\Leftrightarrow (\forall s'': (\exists s': \varphi_1 \wedge \varphi_2) \Rightarrow \psi) \Leftrightarrow (s \models [c_1; c_2]B). \end{aligned}$$

Der letzte Schritt gelingt hierbei aufgrund der Äquivalenz

$$(\exists s': \varphi_1 \wedge \varphi_2) \Leftrightarrow C\llbracket c_1; c_2 \rrbracket(s) = s''. \square$$

Satz 8.10. Es gilt $[X := a]B \equiv B[X := a]$.

Beweis. Es gelte $s \models [X := a]B$, womit $s' \models B$ für jedes s' mit $C\llbracket X := a \rrbracket(s) = s'$ gelten muss. Es existiert aber genau ein solches s' , und für dieses gilt $s' = s[X := n]$ mit $\mathcal{A}\llbracket a \rrbracket(s) = n$. Diesbezüglich ist $s' \models B$ gleichbedeutend mit $s \models B[X := a]$. Diese Argumentation kann auch unschwer umgekehrt werden. \square

Der Umstand, dass man einfach die Symbolik verdrehen kann, ist natürlich eine glückliche Fügung in Form einer syntaktischen Koinzidenz. Wählt man eine andere Notation, etwa $\Box_{X:=a}B \equiv B[a/X]$, geht sie verloren.

Satz 8.11. Aus $\models A$ folgt $\models [c]A$.

Beweis. Unter der Annahme $C\llbracket c \rrbracket(s) = s'$ muss $s' \models A$ bestätigt werden. Laut der Prämisse ist $s' \models A$ aber per se erfüllt. \square

Satz 8.12. Es gilt $[c](A \Rightarrow B) \Rightarrow ([c]A \Rightarrow [c]B)$.

Beweis. Unter der Annahme $C\llbracket c \rrbracket(s) = s'$ muss $s' \models B$ bestätigt werden. Vermittels der ersten Prämisse erhält man $s' \models A$ aus der Annahme. Vermittels der zweiten Prämisse erhält man $s' \models A \Rightarrow B$ aus der Annahme, was definitionsgemäß zu $(s' \models A) \Rightarrow (s' \models B)$ äquivalent ist. Per Modus ponens folgt somit $s' \models B$. \square

Satz 8.13. Es gilt $[c](A \wedge B) \equiv [c]A \wedge [c]B$.

Beweis. Dies ist ein allgemeiner Umstand der Modallogik K, die laut Satz 8.11 und Satz 8.12 je fixem Programm c vorliegt. \square

Satz 8.14. Es gilt $[\text{if } b \text{ then } c_1 \text{ else } c_2 \text{ end}]C \equiv (b \Rightarrow [c_1]C) \wedge (\neg b \Rightarrow [c_2]C)$.

Beweis. Es gelte die linke Seite der Äquivalenz. Zum ersten Teil der Konjunktion. Aus der Annahme von $s \models b$ und $C \llbracket c_1 \rrbracket(s) = s'$ ist $s' \models C$ abzuleiten. Wegen $\mathcal{B} \llbracket b \rrbracket(s) = \mathbf{true}$ erhält man

$$C \llbracket \text{if } b \text{ then } c_1 \text{ else } c_2 \text{ end} \rrbracket(s) = s',$$

woraus $s' \models C$ mittels der linken Seite folgt. Die Argumentation zum zweiten Teil der Konjunktion verläuft analog.

Es gelte die rechte Seite der Äquivalenz. Es ist $s' \models C$ abzuleiten. Fallunterscheidung. Im Fall $\mathcal{B} \llbracket b \rrbracket(s) = \mathbf{true}$ gilt $s \models b$ und außerdem $C \llbracket c_1 \rrbracket(s) = s'$. Mit diesen erhält man $s' \models C$ mittels des ersten Teils der Konjunktion. Im Fall $\mathcal{B} \llbracket b \rrbracket(s) = \mathbf{false}$ verläuft die Argumentation analog. \square

Es wäre zu bemerken, dass in klassischer Logik die allgemeine Äquivalenz

$$(B \Rightarrow A_1) \wedge (\neg B \Rightarrow A_2) \Leftrightarrow (B \wedge A_1) \vee (\neg B \wedge A_2)$$

besteht.

9. Kategorielle Blicke auf die Logik

9.1. Grundbegriffe

9.1.1. Kategorien

Logisches Schließen weist enge Bezüge zu Typentheorien und zu Konstruktionen in der Mengenlehre auf. Im Folgenden wird eine Abstraktion erklärt, die bei der tieferen Klärung dieser Bezüge Hilfe leistet.

Definition 9.1 (Kategorie). Eine *Kategorie* ist ein Tripel $\mathbf{C} = (\text{Ob}, \text{Hom}, \circ)$, sofern die folgenden beiden Axiome erfüllt sind:

1. Für $f: A \rightarrow B, g: B \rightarrow C, h: C \rightarrow D$ gilt das Assoziativgesetz
$$h \circ (g \circ f) = (h \circ g) \circ f.$$
2. Für jedes Objekt X existiert die Identität $\text{id}_X: X \rightarrow X$, so dass $f \circ \text{id}_A = f$ und $\text{id}_B \circ f = f$ für alle Objekte A, B und $f: A \rightarrow B$.

Die Elemente der Klasse Ob nennt man *Objekte*. Die Elemente der Klasse Hom nennt man *Morphismen*. Die Schreibweise $f: X \rightarrow Y$ ist gleichbedeutend mit $f \in \text{Hom}(X, Y)$, wobei $X, Y \in \text{Ob}$. Mit $\text{Hom}(X, Y)$ ist die Teilklasse von Hom gemeint, die alle Morphismen von X nach Y enthält. Man schreibt $\text{dom}(f) = X$ und $\text{cod}(f) = Y$. Die Verknüpfung $g \circ f$, gelesen » g nach f «, ist definiert für $\text{cod}(f) = \text{dom}(g)$. Man nennt sie die *Verkettung* von g und f .

Nun gut, man macht hier zunächst zwei Beobachtungen. Erstens erinnern die Axiome an die Regeln für die Verkettung von Abbildungen. In der Tat bilden die Mengen mit den Abbildungen als Morphismen eine Kategorie.

Zweitens erinnern die Axiome an die Monoid-Axiome, haben aber den Unterschied, dass die Morphismen, die verkettet werden sollen, kompatibel sein müssen. Wie sich unschwer herausstellt, bilden die Monoide genau die Kategorien, die ein einziges Objekt besitzen. Die Morphismen werden dabei als die Elemente des Objektes X gedeutet, die Verkettung als deren Verknüpfung. Zwei Morphismen f, g müssen hierbei zwingend kompatibel sein, denn $\text{cod}(f) = X$ und $\text{dom}(g) = X$. Hiermit liegt ein erstes Beispiel vor, in dem die Morphismen nicht notwendigerweise Abbildungen darstellen.

Satz 9.1 (Kategorie der Mengen).

Sei Ω das Mengenuniversum und für $A, B \in \Omega$ sei $\text{Hom}(A, B) := \text{Abb}(A, B)$. Sei $g \circ f$ die Verkettung von Abbildungen. Dann bildet **Set** $:= (\Omega, \text{Hom}, \circ)$ eine Kategorie.

Beweis. Trivial. \square

Satz 9.2 (Kategorie der Gruppen).

Sei Ω die Klasse aller Gruppen und für $G, H \in \Omega$ sei $\text{Hom}(G, H)$ die Klasse der Homomorphismen von G nach H . Sei $g \circ f$ die Verkettung von Homomorphismen. Dann bildet **Group** $:= (\Omega, \text{Hom}, \circ)$ eine Kategorie.

Beweis. Homomorphismen sind Abbildungen, die Axiome daher wie bei der Kategorie der Mengen erfüllt. Die Verkettung zweier Homomorphismen ist ja auch ein Homomorphismus. \square

Entsprechend bilden Ringe mit Ringhomomorphismen, Körper mit Körperhomomorphismen, Vektorräume mit Vektorraumhomomorphismen usw. Kategorien. Des Weiteren bilden die endlichen Mengen, Gruppen, Ringe jeweils eine Kategorie.

9.1.2. Funktoren

Nun ist es so, dass Gruppen auch Mengen und Homomorphismen auch Abbildungen sind. Die Kategorie der Gruppen ist gewissermaßen in der Kategorie der Mengen enthalten. Um das zu präzisieren, benötigen wir den Begriff des Vergissfunktors.

Definition 9.2 (Kovarianter Funktor).

Sind \mathbf{C}, \mathbf{D} Kategorien, dann nennt man $F: \mathbf{C} \rightarrow \mathbf{D}$ einen *kovarianten Funktor*, wenn jedem Objekt X von \mathbf{C} ein Objekt $F(X)$ von \mathbf{D} zugeordnet wird und jedem Morphismus $f \in \text{Hom}_{\mathbf{C}}(X, Y)$ ein Morphismus $F(f) \in \text{Hom}_{\mathbf{D}}(F(X), F(Y))$ zugeordnet wird, so dass die folgenden beiden Verträglichkeitsaxiome erfüllt sind:

$$F(g \circ f) = F(g) \circ F(f),$$

$$F(\text{id}_X) = \text{id}_{F(X)}.$$

Definition 9.3 (Kontravarianter Funktor).

Wie beim kovarianten Funktor, mit dem Unterschied $F(g \circ f) = F(f) \circ F(g)$.

Bemerkung. Die Notation ist überladen. Nämlich ist die Zuordnung $F: \text{Ob}(\mathbf{C}) \rightarrow \text{Ob}(\mathbf{D})$ zu unterscheiden von

$$\tilde{F}: \text{Hom}_{\mathbf{C}}(X, Y) \rightarrow \text{Hom}_{\mathbf{D}}(F(X), F(Y)).$$

Das Paar (F, \tilde{F}) kodiert dann eigentlich den Funktor $\mathbf{C} \rightarrow \mathbf{D}$.

Satz 9.3 (Vergissfunktor).

Sei $F: \mathbf{Group} \rightarrow \mathbf{Set}$ mit $F((G, *, e)) := G$, und jedem Gruppenhomomorphismus

$$\varphi: (G, *, e) \rightarrow (G', *, e')$$

sei die Abbildung $F(\varphi): G \rightarrow G'$ mit $F(\varphi)(x) := \varphi(x)$ zugeordnet. Bei F handelt es sich um einen kovarianten Funktor.

Beweis. Es gilt $F(\text{id})(x) = \text{id}(x)$, und daher $F(\text{id}) = \text{id}$. Außerdem gilt

$$F(\varphi_2 \circ \varphi_1)(x) = (\varphi_2 \circ \varphi_1)(x) = \varphi_2(\varphi_1(x)) = F(\varphi_2)(F(\varphi_1)(x)) = (F(\varphi_2) \circ F(\varphi_1))(x),$$

und daher $F(\varphi_2 \circ \varphi_1) = F(\varphi_2) \circ F(\varphi_1)$. \square

Satz 9.4. Sei $P(X) = 2^X$ die Potenzmenge von X . Dann ist wie folgt ein kovarianter Funktor gegeben:

$$P: \mathbf{Set} \rightarrow \mathbf{Set}, \quad P(X) := 2^X, \quad P(f)(M) := f(M),$$

wobei f eine beliebige Abbildung und $f(M)$ die Bildmenge von M unter f ist.

Beweis. Nach Satz 3.14 gilt

$$P(g \circ f)(M) = (g \circ f)(M) = g(f(M)) = P(g)(P(f)(M)) = (P(g) \circ P(f))(M).$$

Daher ist $P(g \circ f) = P(g) \circ P(f)$. Außerdem ist

$$P(\text{id}_X)(M) = \text{id}_X(M) = M = \text{id}_{P(X)}(M)$$

und daher $P(\text{id}_X) = \text{id}_{P(X)}$. \square

Zum Funktor P kommt noch ein weiterer Aspekt hinzu. Für eine Abbildung f kann man ganz pedantisch das Bild $f(x)$ von der Bildmenge $f(\{x\})$ unterscheiden. Aufgrund der Gleichung $f(\{x\}) = \{f(x)\}$ verschwimmt diese Unterscheidung aber gewissermaßen. Die Abbildungen f und $P(f)$ verhalten sich also gewissermaßen gleich. Man kann sagen, dass f auf ganz natürliche Art und Weise die Abbildung $P(f)$ zugeordnet ist. Definiert man

$$\eta(X): X \rightarrow 2^X, \quad \eta(X)(x) := \{x\},$$

dann kommutiert das folgende Diagramm:

$$\begin{array}{ccc} X & \xrightarrow{f} & Y \\ \eta(X) \downarrow & & \downarrow \eta(Y) \\ 2^X & \xrightarrow{P(f)} & 2^Y \end{array}$$

D. h. es gilt $\eta(Y) \circ f = P(f) \circ \eta(X)$. Die Zuordnung η ist eine sogenannte natürliche Transformation.

Definition 9.4 (Natürliche Transformation).

Seien \mathbf{C}, \mathbf{D} Kategorien und $F, G: \mathbf{C} \rightarrow \mathbf{D}$ Funktoren. Dann schreibt man $\eta: F \rightarrow G$ und nennt η *natürliche Transformation*, wenn die folgenden beiden Axiome erfüllt sind:

1. Jedes Objekt X von \mathbf{C} bekommt einen Morphismus $\eta(X): F(X) \rightarrow G(X)$.
2. Für jeden Morphismus $f: X \rightarrow Y$ gilt $\eta(Y) \circ F(f) = G(f) \circ \eta(X)$.

Die zweite Bedingung lässt sich übersichtlich als kommutierendes Diagramm darstellen:

$$\begin{array}{ccc} F(X) & \xrightarrow{F(f)} & F(Y) \\ \eta(X) \downarrow & & \downarrow \eta(Y) \\ G(X) & \xrightarrow{G(f)} & G(Y) \end{array}$$

Ein weiteres Beispiel ergibt sich bezüglich Äquivalenzrelationen in Erinnerung an die auf S. 123 erklärten wohldefinierten Abbildungen. Eine Abbildung $f: M \rightarrow M'$ heiße *induzierend* bezüglich $(M, \sim), (M', \sim')$, wenn für alle $a, b \in M$ gilt

$$a \sim b \Rightarrow f(a) \sim' f(b).$$

Satz 9.5. Die Paare (M, \sim) , bestehend aus Menge und Äquivalenzrelation, bilden mit den induzierenden Abbildungen als Morphismen bezüglich Verkettung eine Kategorie.

Beweis. Die identische Abbildung ist offensichtlich induzierend. Hat man neben $f: M \rightarrow M'$ eine weitere induzierende Abbildung $g: M' \rightarrow M''$, dann folgt $g(y) \sim'' g(b)$ aus $y \sim' b$. Aus $x \sim a$ folgt mit $y := f(x)$ und $b := f(a)$ somit $g(f(x)) \sim'' g(f(a))$. Daher ist auch $g \circ f$ induzierend. \square

Genau dann wenn f induzierend ist, existiert eine induzierte Abbildung

$$I(f): M/\sim \rightarrow M'/\sim', \text{ so dass } I(f) \circ \pi = \pi' \circ f,$$

wobei π, π' jeweils die kanonische Projektion ist.

Satz 9.6. Bei der Induktion I handelt es sich um einen kovarianten Funktor.

Beweis. Man betrachte das folgende kommutierende Diagramm:

$$\begin{array}{ccccc}
 M & \xrightarrow{f} & M' & \xrightarrow{g} & M'' \\
 \pi \downarrow & & \downarrow \pi' & & \downarrow \pi'' \\
 M/\sim & \xrightarrow{I(f)} & M'/\sim' & \xrightarrow{I(g)} & M''/\sim''
 \end{array}$$

Die Induktion I besitzt die Eigenschaften

$$\begin{aligned}
 I(f) \circ \pi &= \pi' \circ f, \\
 I(g) \circ \pi' &= \pi'' \circ g, \\
 I(g \circ f) \circ \pi &= \pi'' \circ (g \circ f).
 \end{aligned}$$

Damit kann man nun rechnen

$$I(g \circ f) \circ \pi = \pi'' \circ g \circ f = I(g) \circ \pi' \circ f = I(g) \circ I(f) \circ \pi. \quad (9.1)$$

Infolge gilt $I(g \circ f) = I(g) \circ I(f)$, da die kanonische Projektion π eine Surjektion ist. Aus der Forderung $I(\text{id}) \circ \pi = \pi \circ \text{id} = \pi$ ergibt sich $I(\text{id}) = \text{id}$, da π surjektiv ist. \square

Die Abbildung $\eta((M, \sim)) := \pi$, die jeder Menge mit Äquivalenzrelation ihre kanonische Projektion zuordnet, ist eine natürliche Transformation.

Funktoren haben eine allgemeine Eigenschaft.

Satz 9.7. Wird ein Funktor auf einen Isomorphismus angewendet, ist das Resultat wieder ein Isomorphismus.

Beweis. Dieser ist direkt aus den Definitionen zu erhalten. Wir betrachten nur einen kovarianten Funktor F . Der Beweis für einen kontravarianten Funktor verläuft analog.

Sei $f: X \rightarrow Y$ ein beliebiger Isomorphismus im Definitionsbereich des Funktors. Laut Definition existiert eine Inverse, das heißt, ein $g: Y \rightarrow X$ mit $g \circ f = \text{id}_X$ und $f \circ g = \text{id}_Y$. Gemäß der definierenden Eigenschaft eines Funktors darf man rechnen

$$\begin{aligned}
 \text{id}_{F(X)} &= F(\text{id}_X) = F(g \circ f) = F(g) \circ F(f), \\
 \text{id}_{F(Y)} &= F(\text{id}_Y) = F(f \circ g) = F(f) \circ F(g).
 \end{aligned}$$

Somit ist $F(f)$ ein Isomorphismus mit Inverse $F(g)$. \square

Wird beispielsweise der Vergissfunktorkonzept von Gruppen zu Mengen auf einen Gruppenisomorphismus angewendet, ist das Resultat zwingend eine Bijektion, da die Bijektionen die Isomorphismen in der Kategorie der Mengen sind.

9.1.3. Anfangs- und Endobjekte

Definition 9.5 (Anfangsobjekt, Endobjekt, Nullobjekt).

Es sei \mathbf{C} eine Kategorie. Ein $A \in \text{Ob}(\mathbf{C})$ heißt *Anfangsobjekt*, wenn es zu jedem Objekt $X \in \text{Ob}(\mathbf{C})$ genau einen Morphismus $A \rightarrow X$ gibt. Ein $E \in \text{Ob}(\mathbf{C})$ heißt *Endobjekt*, wenn es zu jedem Objekt $X \in \text{Ob}(\mathbf{C})$ genau einen Morphismus $X \rightarrow E$ gibt. Ein Objekt heißt *Nullobjekt*, wenn es sowohl Anfangsobjekt als auch Endobjekt ist.

Mengen. Wir untersuchen zunächst die Kategorie der Mengen. Anfangsobjekt bedeutet hier eine Menge A , bei der es zu jeder Menge X genau eine Abbildung $A \rightarrow X$ gibt. Betrachten wir zunächst endliche Mengen, dann ergibt sich aufgrund von Satz 6.10 auf S. 194 ja die Bedingung $|X|^{|A|} = 1$. Das geht nur, wenn $|A| = 0$ ist, und das bedeutet $A = \emptyset$. Die einzige Abbildung in $\text{Abb}(\emptyset, X)$ ist die leere Abbildung, und dies bleibt auch dann richtig, wenn X gänzlich beliebig ist. Somit haben wir die leere Menge als einziges Anfangsobjekt identifiziert.

Endobjekt bedeutet eine Menge E , so dass es zu jeder Menge X genau eine Abbildung $X \rightarrow E$ gibt. Wieder beschränken wir uns zunächst auf endliche Mengen und nutzen Satz 6.10. Wir erhalten die Bedingung $|E|^{|X|} = 1$. Das geht nur, wenn $|E| = 1$ ist. Jede Menge mit einem Element ist also Endobjekt, denn allgemein gibt es dann nur eine einzige Abbildung, nämlich die konstante Abbildung. Dies bleibt auch dann richtig, wenn X gänzlich beliebig ist.

Ein Nullobjekt existiert offenbar nicht.

Benutzen wir doch $1 := \{\emptyset\}$ als kanonisches Endobjekt. Interessant ist, dass man zu einer Menge X jedes Element $x \in X$ mit der Abbildung $x: 1 \rightarrow X$ identifizieren kann, für die $x(\emptyset) = x$ gilt. Zu einer Abbildung $f: X \rightarrow Y$ können wir die Zuordnung $f(x) = y$ bzw. $(x, y) \in f$ nun in der Form $f \circ x = y$ beschreiben.

9.1.4. Produkt und Koproduct

Bei Def. 3.11 auf S. 104 erfolgte die Erklärung des Produktes aufbauend auf der Konstruktion der Paare nach einer Idee von Kuratowski. Daneben gibt es gleichwohl viele andere Möglichkeiten zur Konstruktion von Paaren. Überlegt man sich aber, was Paare eigentlich ausmacht, fällt das Charakteristikum ein, dass $x = x'$ und $y = y'$ aus $(x, y) = (x', y')$ folgen sollen. Feiner aufgedröselte sollen die Projektionen π_1, π_2 mit $\pi_1((x, y)) = x$ und $\pi_2((x, y)) = y$ vorliegen, die man daraufhin nur kurz auf beide Seiten der Gleichung anwenden braucht. Das heißt, zu je zwei Elementen will man diese jeweils wieder aus dem konstruierten Paar herausprojizieren können.

Wir halten die folgende Überlegung fest. Das Produkt $X \times Y$ ist so zu verstehen, dass je zwei Elementen $x \in X$, $y \in Y$ genau ein Paar $(x, y) \in X \times Y$ zugeordnet ist, und Projektionen $\pi_1: X \times Y \rightarrow X$ sowie $\pi_2: X \times Y \rightarrow Y$ vorliegen mit $\pi_1((x, y)) = x$ sowie $\pi_2((x, y)) = y$. Keine andersartigen Elemente liegen in $X \times Y$.

Wir kodieren das Element $x \in X$ nun als Abbildung $f_x: \{\emptyset\} \rightarrow X$ mit $f_x(\emptyset) := x$. Analog $y \in Y$ als $f_y: \{\emptyset\} \rightarrow Y$ mit $f_y(\emptyset) := y$. Zum Paar (x, y) erklärt sich die entsprechende Abbildung als

$$\langle f_1, f_2 \rangle(u) := (f_1(u), f_2(u)),$$

womit $\langle f_x, f_y \rangle$ genau das Paar (x, y) kodiert, denn $\langle f_x, f_y \rangle(\emptyset) = (x, y)$. In der Überlegung formulieren wir damit um: Je zwei f_x, f_y ist genau ein $f := \langle f_x, f_y \rangle$ zugeordnet, so dass $\pi_1 \circ f = f_x$ sowie $\pi_2 \circ f = f_y$.

Als weitere Umformulierung fließt die Forderung *keine andersartigen Elemente* in impliziter Weise direkt ein, indem die Einermenge $\{\emptyset\}$ gegen Quantifizierung über die Variable U ersetzt wird. Warum dies die Forderung durchsetzt, erklärt sich sogleich. Zunächst erhalten wir hiermit die *universelle Eigenschaft des Produktes*,

Definition 9.6 (Produkt).

Sei \mathbf{C} eine Kategorie und seien X, Y Objekte von \mathbf{C} . Ein Objekt P von \mathbf{C} mit Projektionen $\pi_1: P \rightarrow X$ und $\pi_2: P \rightarrow Y$ heißt *Produkt*, wenn zu jedem Objekt U von \mathbf{C} und allen Morphismen $f_1: U \rightarrow X$ und $f_2: U \rightarrow Y$ genau ein Morphismus $f: U \rightarrow P$ existiert, so dass $\pi_1 \circ f = f_1$ sowie $\pi_2 \circ f = f_2$.

Die universelle Eigenschaft fordert also, dass das Diagramm

$$\begin{array}{ccc} & U & \\ f_1 \swarrow & & \searrow f_2 \\ X & \xleftarrow{\pi_1} P \xrightarrow{\pi_2} & Y \\ & \downarrow f & \end{array}$$

für jedes Tripel (U, f_1, f_2) kommutiert, wobei f jeweils eindeutig bestimmt ist.

Wir rechnen kurz nach, dass in der Kategorie der Mengen das gewöhnliche Produkt $X \times Y$ nach Def. 3.11, bestehend aus Paaren nach Kuratowski, der universellen Eigenschaft genügt. Seien f_1, f_2 fest, aber beliebig. Mit $f := \langle f_1, f_2 \rangle$ existiert die fragliche Abbildung schon einmal, denn für jedes $u \in U$ gilt die Rechnung

$$(\pi_i \circ \langle f_1, f_2 \rangle)(u) = \pi_i((f_1(u), f_2(u))) = f_i(u),$$

womit $\pi_i \circ \langle f_1, f_2 \rangle = f_i$ zu jedem $i \in \{1, 2\}$ gilt. Sei nun g eine beliebige weitere Funktion mit $\pi_i \circ g = f_i$. Zu zeigen ist $f = g$, also $f(u) = g(u)$ für jedes $u \in U$. Wegen

$g(u) \in X \times Y$ existieren laut Def. 3.11 x, y mit $g(u) = (x, y)$. Nach Voraussetzung gilt außerdem $x = \pi_1(g(u)) = f_1(u)$ sowie $y = \pi_2(g(u)) = f_2(u)$. Ergo findet sich

$$f(u) = \langle f_1, f_2 \rangle(u) = (f_1(u), f_2(u)) = (x, y) = g(u).$$

Weil also jede weitere Funktion g , die den genannten Eigenschaften genügt, mit f übereinstimmt, muss f eindeutig bestimmt sein.

Im Weiteren dient als Hilfssatz der

Satz 9.8. Je zwei Produkte (P, π_1, π_2) und (P', π'_1, π'_2) von X, Y sind isomorph.

Beweis. Laut der universellen Eigenschaft existiert insbesondere genau ein $\varphi: P \rightarrow P'$ mit $\pi'_1 \circ \varphi = \pi_1$ und $\pi'_2 \circ \varphi = \pi_2$. Entsprechend existiert genau ein $\psi: P' \rightarrow P$ mit $\pi_1 \circ \psi = \pi'_1$ und $\pi_2 \circ \psi = \pi'_2$. Daraus ergeben sich die vier Rechnungen

$$\begin{aligned}\pi_1 \circ (\psi \circ \varphi) &= (\pi_1 \circ \psi) \circ \varphi = \pi'_1 \circ \varphi = \pi_1, \\ \pi_2 \circ (\psi \circ \varphi) &= (\pi_2 \circ \psi) \circ \varphi = \pi'_2 \circ \varphi = \pi_2, \\ \pi'_1 \circ (\varphi \circ \psi) &= (\pi'_1 \circ \varphi) \circ \psi = \pi_1 \circ \psi = \pi'_1, \\ \pi'_2 \circ (\varphi \circ \psi) &= (\pi'_2 \circ \varphi) \circ \psi = \pi_2 \circ \psi = \pi'_2.\end{aligned}$$

Infolge sind auch $\psi \circ \varphi: P \rightarrow P$ und $\varphi \circ \psi: P' \rightarrow P'$ unter abermaliger Heranziehung der universellen Eigenschaft eindeutig bestimmt. Dieselben Eigenschaften besitzen aber auch die beiden identischen Abbildungen $\text{id}_P, \text{id}_{P'}$, wonach $\psi \circ \varphi = \text{id}_P$ und $\varphi \circ \psi = \text{id}_{P'}$ gelten muss. Ergo sind φ, ψ zueinander inverse Isomorphismen. \square

Da wir nun wissen, dass das gewöhnliche Produkt $P = X \times Y$, das aus Kuratowski-Paaren besteht, die universelle Eigenschaft erfüllt, liegt laut dem Satz bezüglich jedem anderen Produkt (P', π'_1, π'_2) also die Bijektion $\varphi: X \times Y \rightarrow P'$ vor, die bezüglich den Projektionen die genannten Gleichungen erfüllt. Zu jedem $t \in P'$ existiert also genau ein gewöhnliches Paar $(x, y) \in X \times Y$ mit $t = \varphi((x, y))$ und

$$\begin{aligned}\pi'_1(t) &= (\pi'_1 \circ \varphi)((x, y)) = \pi_1((x, y)) = x, \\ \pi'_2(t) &= (\pi'_2 \circ \varphi)((x, y)) = \pi_2((x, y)) = y.\end{aligned}$$

Das heißt, in P' liegen tatsächlich keine andersartigen Elemente. Und φ ist genau die Paarbildung zu P' . In geschönfinkelter Form $\bar{\varphi}$ benötigt φ keinen Rückgriff mehr auf die »gewöhnlichen« Paare. Zu je zwei x, y ist $\bar{\varphi}(x)(y)$ also das Paar in P' , in gleicher Weise wie (x, y) das Paar in $X \times Y$ ist.

Zu zwei Mengen können wir weiterhin die disjunkte Vereinigung $X_1 \sqcup X_2$ bilden. Wir rekapitulieren, dass zu ihr die beiden kanonischen Injektionen

$$\begin{aligned}i_1: X_1 &\rightarrow X_1 \sqcup X_2, & i_1(x) &:= (1, x), \\ i_2: X_2 &\rightarrow X_1 \sqcup X_2, & i_2(x) &:= (2, x)\end{aligned}$$

gehören. Man stellt sich nun die Frage, was das Wesensmerkmal der disjunkten Vereinigung ist. Das ist doch, dass zu jedem ihrer Elemente die Information vorliegt, ob es aus der linken oder der rechten Menge entstammt. Das heißt, es muss eine Abbildung geben, die auf den Tag projiziert. Betrachten wir dazu die Abbildungen $f_1: X_1 \rightarrow Y$ und $f_2: X_2 \rightarrow Y$ mit $Y := \{1, 2\}$ und $f_k(x) := k$. Mit der Abbildung f_k gelangt man von X_k also direkt zum Tag k . Nun ist eine Abbildung f gesucht, so dass das Diagramm

$$\begin{array}{ccccc} X_1 & \xrightarrow{i_1} & X_1 \sqcup X_2 & \xleftarrow{i_2} & X_2 \\ & \searrow f_1 & \downarrow f & \swarrow f_2 & \\ & & Y & & \end{array}$$

kommutiert. Das heißt, es soll $f \circ i_k = f_k$ für $k \in \{1, 2\}$ sein. Das macht $f((1, x)) = 1$ und $f((2, x)) = 2$. Dadurch ist f eindeutig bestimmt. Es ist die gesuchte Projektion auf den Tag.

Definition 9.7 (Koprodukt).

Sei \mathbf{C} eine Kategorie und seien X_1, X_2 Objekte von \mathbf{C} . Ein Objekt X von \mathbf{C} mit Morphismen $i_1: X_1 \rightarrow X$ und $i_2: X_2 \rightarrow X$ heißt *Koprodukt*, wenn zu jedem Objekt Y von \mathbf{C} und allen Morphismen $f_1: X_1 \rightarrow Y$ und $f_2: X_2 \rightarrow Y$ genau ein Morphismus $f: X \rightarrow Y$ existiert, so dass $f_1 = f \circ i_1$ und $f_2 = f \circ i_2$.

Die disjunkte Vereinigung $X := X_1 \sqcup X_2$ mit den Injektionen $i_1(x) := (1, x)$ und $i_2(x) := (2, x)$ ist ein Koprodukt in der Kategorie der Mengen. Es gilt schon mal

$$f(x) = \mathbf{match} \ x \begin{cases} (1, x) \mapsto y_1, \\ (2, x) \mapsto y_2. \end{cases}$$

Laut Forderung soll außerdem $y_1 = f_1(x)$ und $y_2 = f_2(x)$ sein, wodurch f eindeutig festgelegt ist.

9.1.5. Exponentialobjekte

Die Notation B^A stehe für die Menge der Abbildungen $A \rightarrow B$. Es soll nun die Applikation einer Abbildung auf ein Argument als eigenständige Operation

$$\varepsilon: B^A \times A \rightarrow B, \quad \varepsilon(f, a) := f(a)$$

gedacht werden. Einer zweistelligen Abbildung $g: X \times A \rightarrow B$ lässt sich die Abbildung

$$\hat{g}: X \rightarrow B^A, \quad \hat{g}(x)(a) := g(x, a).$$

zuordnen. Diesen Vorgang nennen wir Currying. Man findet nun

$$g(x, a) = \hat{g}(x)(a) = \varepsilon(\hat{g}(x), a) = (\varepsilon \circ (\hat{g} \times \text{id}_A))(x, a).$$

Die Gleichung $g = \varepsilon \circ (\hat{g} \times \text{id}_A)$ ist also für jede Abbildung g erfüllt, was bedeutet, dass das Diagramm

$$\begin{array}{ccc} X \times A & & \\ \hat{g} \times \text{id}_A \downarrow & \searrow g & \\ B^A \times A & \xrightarrow{\varepsilon} & B \end{array}$$

kommutiert.

Definition 9.8 (Exponentialobjekt).

Sei \mathbf{C} eine Kategorie, in der das Produkt je zweier Objekte existiert. Zu zwei Objekten A, B von \mathbf{C} heißt ein Objekt B^A von \mathbf{C} zusammen mit einem Morphismus $\varepsilon: B^A \times A \rightarrow B$ *Exponentialobjekt*, wenn es zu jedem Objekt X von \mathbf{C} und Morphismus $g: X \times A \rightarrow B$ genau einen Morphismus $\hat{g}: X \rightarrow B^A$ gibt, so dass $\varepsilon \circ (\hat{g} \times \text{id}_A) = g$ gilt.

Satz 9.9. Es besteht die Isomorphie $\text{Hom}_{\mathbf{C}}(X \times A, B) \cong \text{Hom}_{\mathbf{C}}(X, B^A)$.

Beweis. Es sei $\lambda(g) := \hat{g}$ bezüglich Def. 9.8. Zu zeigen ist, dass es sich bei λ um einen Isomorphismus handelt. Für jedes $h: X \rightarrow B^A$ sei dazu

$$\lambda'(h) := \varepsilon \circ (h \times \text{id}_A): X \times A \rightarrow B.$$

Zu zeigen ist, dass λ' der inverse Morphismus zu λ ist. Def. 9.8 sichert nun direkt zu, dass $\lambda'(\lambda(g)) = g$ gelten muss. Zu bestätigen verbleibt $\lambda(\lambda'(h)) = h$. Die Allaussage in Def. 9.8 wird hierzu spezialisiert mit $g := \varepsilon \circ (h \times \text{id}_A)$. Nun wissen wir aber nicht nur, dass \hat{g} existieren muss, wir können es mit der Setzung $\hat{g} := h$ angeben, denn dieses erfüllt die Gleichung

$$\varepsilon \circ (\hat{g} \times \text{id}_A) = \varepsilon \circ (h \times \text{id}_A).$$

Infolge gilt

$$\lambda(\lambda'(h)) = \lambda(\varepsilon \circ (h \times \text{id}_A)) = \lambda(\varepsilon \circ (\hat{g} \times \text{id}_A)) = \lambda(g) = \hat{g} = h. \quad \square$$

9.2. Beweise als Terme

9.2.1. Kartesisch abgeschlossene Kategorien

Definition 9.9 (Kartesisch abgeschlossene Kategorie).

Eine Kategorie \mathbf{C} heißt *kartesisch abgeschlossen*, wenn

1. sie ein Terminalobjekt enthält,
2. je zwei Objekte A, B von \mathbf{C} ein Produkt $A \times B$ in \mathbf{C} besitzen,
3. je zwei Objekte A, B von \mathbf{C} ein Exponential B^A in \mathbf{C} besitzen.

Dass die Kategorie der Mengen kartesisch abgeschlossen ist, wurde bereits während der Diskussion der drei Begrifflichkeiten nachgerechnet. Die Kategorie der endlichen Mengen ist ebenfalls kartesisch abgeschlossen. Sind A, B endlich, ist ja $A \times B$ und B^A ebenfalls eine endliche Menge.

9.2.2. Zur BHK-Interpretation

Im Bestreben, die Struktur der Schlussregeln zu ergründen, tritt mit der Zeit das trübe Muster zutage, dass der Aufbau von Beweisen gleichermaßen abläuft, wie der von Elementen bestimmter geläufiger Mengenkonstruktionen. Ein Beweis der Konjunktion $A \wedge B$ ist zum Beispiel erbracht, wenn ein Beweis a der Aussage A und ein Beweis b der Aussage B gefunden wurde. Dies gilt natürlich nur unter der Voraussetzung, dass der Beweis der Konjunktion durch ihre Einführungsregel zustande gekommen ist. Das heißt, wenn überhaupt, kann es sich nur um die Normalform der Beweise handeln. Wird nun die Evidenz für $A \wedge B$ vorgelegt, muss aus dieser sowohl a als auch b extrahiert werden können. Der Beweis von $A \wedge B$ ist demnach das Paar (a, b) . Man erkennt nun, dass sich die Einführungsregel

$$\frac{\vdash A \quad \vdash B}{\vdash A \wedge B} \quad \text{analog zu} \quad \frac{a \in [A] \quad b \in [B]}{(a, b) \in [A] \times [B]}$$

verhält. Hierbei bezeichne $[A]$ die Menge der Beweise der Aussage A , wobei die Gleichheit $[A \wedge B] = [A] \times [B]$ gefordert wird.

Die gerade geschilderte Überlegung folgt der *BHK-Interpretation der intuitionistischen Logik*, benannt nach Luitzen Brouwer, Arend Heyting und Andrei Kolmogorow. Ihre ursprüngliche Form ist nicht mathematisch präzisiert sondern wird wie folgt abgefasst.

Ein Beweis von $A \wedge B$ ist erbracht, wenn sowohl ein Beweis von A als auch ein Beweis von B vorliegt.

Ein Beweis von $A \vee B$ ist erbracht, wenn zu mindestens einer der Aussagen A, B ein Beweis vorliegt.

Ein Beweis von $A \Rightarrow B$ ist erbracht, wenn eine Konstruktion gefunden wurde, mit der man einen Beweis von B aus einem Beweis von A erhält.

Ein Beweis von $\neg A$ ist erbracht, wenn eine Konstruktion gefunden wurde, mit der man einen Beweis von \perp aus einem Beweis von A erhält.

Ich will hier aber weiter den Bezug zur Mengenlehre herstellen, und damit einer mathematischen Präzisierung näher kommen.

Bei der Subjunktion tritt nun die Analogie zwischen

$$\frac{\vdash A \Rightarrow B \quad \vdash A}{\vdash B} \quad \text{und} \quad \frac{f \in \text{Abb}([A], [B]) \quad a \in [A]}{f(a) \in [B]}$$

in Erscheinung, wobei $[A \Rightarrow B] = \text{Abb}([A], [B])$ gefordert wird.

Ein Beweis der Disjunktion $A \vee B$ gilt bereits als erbracht, wenn ein Beweis zumindest einer der beiden Aussagen A, B gefunden wurde. Wird nun die Evidenz von $A \vee B$ zur Prüfung vorgelegt, muss man erfahren dürfen, zu welcher der beiden Aussagen der Beweis gefunden wurde. Diese Unterscheidung schafft die disjunkte Vereinigung $[A \vee B] = [A] \sqcup [B]$. Bei der Disjunktion besteht die Analogie also zwischen

$$\frac{\vdash A}{\vdash A \vee B}, \frac{\vdash B}{\vdash A \vee B} \quad \text{und} \quad \frac{a \in [A]}{(1, a) \in [A] \sqcup [B]}, \frac{b \in [B]}{(2, b) \in [A] \sqcup [B]}.$$

Solange dies die einzigen Regeln zur Einführung der Disjunktion bleiben, wird eine Aussage auch nur dann als wahr angesehen werden dürfen, wenn ein Beweis zumindest einer der beiden Aussagen A, B vorgelegt wurde. Infolge stellt sich der Satz vom ausgeschlossenen Dritten unzulässig heraus, die Logik somit als intuitionistisch.

Ein gern herangezogenes Beispiel, das erfahrbar macht, wie es sich mit der intuitionistischen Logik verhält, bietet die anschließende Überlegung zu Rechtssystemen. Betrachten wir den folgenden Fall. Aus dem Kühlschrank wurde ein Kuchen entwendet. Außerdem liegen belastbare Beweismittel vor, die belegen, dass Alice oder Bob dafür verantwortlich ist. Allerdings fanden sich weder Indizien, die eine der beiden Personen belasten, noch fand sich ein Alibi, das eine der beiden entlasten würde. Somit bleibt für beide die Unschuldsvermutung erhalten. Würde man nun von den beiden je einen halben Kuchen als Schadensersatz fordern, käme dies einer Kollektivstrafe gleich. Wird das Konzept von Kollektivstrafen verworfen, führt dies insofern dazu, dass dem Rechtssystem die intuitionistische Logik innewohnen muss.

Zur Berücksichtigung von Hypothesen wird ein Urteil der Form $H \vdash A$ als $H \Rightarrow A$ gedacht. Zuzufolge dieser Überlegung nimmt die Regel

$$\frac{H \vdash A \quad H \vdash B}{H \vdash A \wedge B} \quad \text{die Form} \quad \frac{a: [H] \rightarrow [A] \quad b: [H] \rightarrow [B]}{(x \mapsto (a(x), b(x))) : [H] \rightarrow [A] \times [B]}$$

an. Mit der Einbeziehung von Hypothesen wird schließlich die Subjunktionseinführung fassbar. Zu

$$\frac{H, A \vdash B}{H \vdash A \Rightarrow B} \quad \text{findet sich} \quad \frac{f: [H] \times [A] \rightarrow [B]}{(x \mapsto a \mapsto f(x, a)): [H] \rightarrow [A] \rightarrow [B]}$$

Mit der Notation $x \mapsto a \mapsto f(x, a)$ ist die Funktion g gemeint, für die gilt

$$g(x)(a) = f(x, a).$$

Der Funktionswert von g an der Stelle x soll also wiederum eine Funktion sein, dessen Funktionswert an der Stelle a der Wert $f(x, a)$ ist. Der Übergang von f zu g wird *Schönfinkeln*, im Englischen *currying*, genannt, benannt nach Moses Schönfinkel und Haskell Brooks Curry. Das logische Gegenstück lässt sich auch als das Theoremschema

$$(H \wedge A \Rightarrow B) \Rightarrow (H \Rightarrow (A \Rightarrow B)),$$

darstellen, das Schema der *Exportation*.

9.2.3. Sequenzen als Morphismenklassen

Bislang waren Abbildungen zwischen Mengen Gegenstand der Betrachtung. Uns hält aber nichts davon ab, diese als Morphismen zwischen Objekten zu sehen. Dieser Abstraktionsschritt soll nun als nächstes vorgenommen werden.

Mit der Idee, das Urteil $A \vdash B$ als Vorhandensein eines Morphismus $A \rightarrow B$ zu interpretieren, gelangt man zur kategoriellen Semantik. Dabei werden nur solche Sequenzen betrachtet, die eine einzige Vorderformel besitzen, was aber keine wesentliche Einschränkung darstellt, da die Vorderformeln immer zu einer Konjunktion zusammengefasst werden können. Ist die Ansammlung der Vorderformeln leer, erhält man als leere Konjunktion die tautologische Formel. Das heißt, ein Urteil der Form $\vdash A$ wird als $\top \vdash A$ betrachtet.

Jede Aussage wird als ein Objekt interpretiert, und Urteile sind Morphismen zwischen den Aussagen. Die Konjunktion $A \wedge B$ wird interpretiert als Produkt $A \times B$, die Disjunktion $A \vee B$ als Koproduct $A \sqcup B$. Die kontradiktorische Formel \perp wird als Anfangsobjekt 0 interpretiert, die tautologische Formel \top als ein Terminalobjekt 1 . Bei der Subjunktion $A \Rightarrow B$ muss man nun ein wenig achtsam sein. Ihr entspricht nicht etwa die Morphismenklasse $A \rightarrow B$, sondern wie bei allen Formeln ein Objekt, das Exponentialobjekt B^A . Die Negation $\neg A$ wird als $A \Rightarrow \perp$ betrachtet, also durch 0^A interpretiert.

Tabelle 9.1.: Übersetzung von Aussagen in Objekte

$[A \wedge B] := [A] \times [B]$	$[\perp] := 0$
$[A \vee B] := [A] \sqcup [B]$	$[\top] := 1$
$[A \Rightarrow B] := [B]^{[A]}$	$[A \Leftrightarrow B] := [B]^{[A]} \times [A]^{[B]}$
$[\neg A] := 0^{[A]}$	$[\{A_1, \dots, A_n\}] := [A_1] \times \dots \times [A_n]$

Der Überlegung nach darf das Urteil $\vdash A$ genau dann gefällt werden, wenn ein Morphismus $1 \rightarrow A$ existiert. Dieser Morphismus wählt ein Element aus A aus, womit A bewohnt sein muss. Allgemein stellen wir Aussagen gemäß Tabelle 9.1 als Objekte dar.

Satz 9.10. Bildet die Übersetzung aus Tabelle 9.1 in eine bikartesisch abgeschlossene Kategorie ab, so gilt für die intuitionistische Logik die Folgerung

$$(\Gamma \vdash A) \Rightarrow (\exists f: [\Gamma] \rightarrow [A]).$$

Beweis. Es wird eine strukturelle Induktion über den Aufbau von Beweisen durchgeführt. Zum Induktionsanfang. Die Regel

$$\overline{A \vdash A} \quad \text{fordert} \quad \overline{\exists f: [A] \rightarrow [A]}.$$

Dies zeigt sich mit der Setzung $f := \text{id}$. Die Abschwächungsregel

$$\frac{\Gamma \vdash B}{\Gamma, A \vdash B} \quad \text{fordert} \quad \frac{\exists f: [\Gamma] \rightarrow [B]}{\exists g: [\Gamma] \times [A] \rightarrow [B]}.$$

Mit der Prämisse, die Induktionsvoraussetzung ist, muss man zur Konklusion gelangen, was kurzum mit der Setzung $g := f \circ \pi_1$ erreicht wird, wobei π_1 gemäß der universellen Eigenschaft des Produktes zur Verfügung steht.

Die Konjunktionseinführung

$$\frac{\Gamma \vdash A \quad \Gamma \vdash B}{\Gamma \vdash A \wedge B} \quad \text{fordert} \quad \frac{\exists f_1: [\Gamma] \rightarrow [A] \quad \exists f_2: [\Gamma] \rightarrow [B]}{\exists f: [\Gamma] \rightarrow [A] \times [B]}.$$

Man legt $f := (f_1, f_2)$ vor, was gemäß der universellen Eigenschaft des Produktes gebildet werden darf. Die Beseitigungsregel

$$\frac{\Gamma \vdash A \wedge B}{\Gamma \vdash A} \quad \text{fordert} \quad \frac{\exists f: [\Gamma] \rightarrow [A] \times [B]}{\exists g: [\Gamma] \rightarrow [A]}.$$

Man setzt $g := \pi_1 \circ f$, wobei π_1 gemäß der universellen Eigenschaft des Produktes zur Verfügung steht.

Die Subjunktionseinführung

$$\frac{\Gamma, A \vdash B}{\Gamma \vdash A \rightarrow B} \quad \text{fordert} \quad \frac{\exists f: [\Gamma] \times [A] \rightarrow [B]}{\exists g: [\Gamma] \rightarrow [B]^{[A]}}.$$

Man hat $g := \lambda f$, wobei λ der angegebene Isomorphismus zu Satz 9.9 ist. Die Beseitigungsregel

$$\frac{\Gamma \vdash A \Rightarrow B \quad \Gamma \vdash A}{\Gamma \vdash B} \quad \text{fordert} \quad \frac{\exists f: [\Gamma] \rightarrow [B]^{[A]} \quad \exists g: [\Gamma] \rightarrow [A]}{\exists h: [\Gamma] \rightarrow [B]}.$$

Es ist $\lambda^{-1}f: [\Gamma] \times [A] \rightarrow [B]$. In der Kategorie der Mengen ginge die Setzung $h(x) := (\lambda^{-1}f)(x, g(x))$. Das gesuchte Abstraktum hierzu ist $h := (\lambda^{-1}f) \circ (\text{id}, g)$.

Da die Negation $\neg A$ als Subjunktion $A \Rightarrow \perp$ definiert wird, brauchen wir diese nicht explizit zu betrachten. Dasselbe gilt für die Bijunktion $A \Leftrightarrow B$, die als $(A \Rightarrow B) \wedge (B \Rightarrow A)$ definiert wird.

Zuletzt verbleibt noch $\text{ex falso quodlibet}$ $\perp \vdash A$ als ein weiterer Induktionsanfang zu bestätigen. Dazu muss ein Morphismus $f: 0 \rightarrow [A]$ existent sein, was aber gerade die Eigenschaft des Anfangsobjektes 0 darstellt. \square

Weiterhin stellt sich heraus, dass die Schnittregel der schlichten Komposition von Morphismen entspricht. Genauer wird die Übersetzung des Schlusses

$$\frac{A \vdash B \quad B \vdash C}{A \vdash C} \quad \text{gesichert durch} \quad \frac{f: A \rightarrow B \quad g: B \rightarrow C}{g \circ f: A \rightarrow C}.$$

Die übersetzte allgemeine Form der Schnittregel braucht nicht mehr bestätigt werden, dies ist bereits als abschließender Schritt in der Bestätigung der übersetzten Subjunktionsbeseitigung zu finden.

Die eigentliche BHK-Interpretation soll die Struktur von Beweisen der intuitionistischen Logik erklären. Dafür sollte man aber am besten ausgehend von einem Morphismus zum zugehörigen Beweis zurückgelangen können. Insbesondere sollte die Umkehrung von Satz 9.10 ebenfalls gelten. Es mag allerdings sein, dass zwischen den Objekten Morphismen bestehen, die keinem Beweis entsprechen. Betrachten wir Objekte wieder speziell als Mengen, kann dies ausgeschlossen werden, indem als Menge der erreichbaren Konstrukte, heißt formulierbaren Terme, die kleinste induktive Menge gewählt wird, die unter den verfügbaren Konstruktionschritten abgeschlossen ist. Weil die Schritte zu verschiedenartigen Konstrukten führen, erhält man zudem eine frei erzeugte induktive Menge. Man kann nun per

struktureller Rekursion über den Term eine Rückübersetzung zum ursprünglichen Beweis definieren. Die kleinste induktive Menge verhält sich demnach isomorph zur ursprünglichen Menge der formulierbaren Beweise.

Was ist dann aber gewonnen, wenn Beweise durch die Übersetzung lediglich in eine andere Gestalt gebracht werden? Zum einen ermöglicht die Übersetzung offenbar, Beweise mit Konzepten der Kategorientheorie in Verbindung zu bringen. Zum anderen wurden in der gerade gemachten Überlegung die Beweise zusätzlich in die Übersetzung miteinbezogen. Das Beschriebene System zur Konstruktion von Termen stellt sich später als der einfach getypte Lambda-Kalkül heraus, dem in der Informatik eine grundlegende Bedeutung zukommt. Der Lambda-Kalkül verhält sich so ähnlich wie ein Termersetzungssystem und formalisiert im Wesentlichen die Konstruktion und Applikation von Funktionen.

Von der BHK-Interpretation ausgehend gelangt man somit zum *Curry-Howard-Isomorphismus*, der die Übersetzung von Beweisen in die entsprechenden Terme des einfach getypten Lambda-Kalküls beschreibt. Aussagen werden hierbei in Typen übersetzt.

10. Typentheorie

Mit der Zeit hielt die Typentheorie Einzug in die Grundlagen der Mathematik und gesellte sich neben die Mengenlehre. Viele Theorembeweisassistenten arbeiten mit einer Typentheorie, die eine Logik höherer Stufe kodiert. Um nicht nur oberflächlich mit diesen Assistenten arbeiten zu können, sondern auch ein gewisses Verständnis zu erhalten, wie sie funktionieren, müssen wir uns notgedrungen mit diesen Systemen auseinandersetzen. Darüber hinaus bestehen enge Bezüge zu den Typsystemen in der Informatik.

Wir müssen hier zwischen zwei Begriffen unterscheiden. Die *Typentheorien* sind ideale Typsysteme, denen vom Wesen her ein logisches System innewohnt. Die *Typentheorie*, eine Teildisziplin der mathematischen Logik, studiert diese Typsysteme und klärt ihre Konsistenz ab, wobei ein Bezug zur Beweistheorie hergestellt wird.

10.1. Abhängige Typentheorie

10.1.1. Begrifflichkeiten

Ich will in den Darlegungen den sorgfältigen Ausführungen von [16], [12] und [34] folgen. So wie es mehrere Systeme der Mengenlehre gibt, haben sich auch mehrere Systeme der abhängigen Typentheorie herausgebildet. Ich werde mich im Folgenden auf den *induktiven Konstruktionenkalkül* beziehen.

Im formalen System der Mengenlehre gibt es erstens Terme, die für Mengen stehen, zweitens Formeln, die für Aussagen stehen und drittens Beweise. Das sind drei syntaktische Systeme, die voneinander getrennt definiert werden. In der einfachen Typentheorie gibt es gleichermaßen Terme, Typen und Beweise. Dagegen fallen Terme, Typen und Beweise in der abhängigen Typentheorie, sofern sie reiner Art ist, syntaktisch zum *Ausdruck* zusammen.

Dafür gibt es aber drei unterschiedliche Formen von Urteilen. Dies sind

1. das Urteil $\Gamma \text{ ctx}$, laut dem Γ ein wohlgeformter Kontext sei,
2. das Urteil $\Gamma \vdash a : A$, laut dem der Ausdruck a im Kontext Γ vom Typ A sei,
3. das Urteil $a \equiv b$, laut dem die Ausdrücke a, b urteilsmäßig gleich seien.

Ein Kontext Γ ist eine Liste der Form

$$\Gamma = [x_1 : A_1, x_2 : A_2, \dots, x_n : A_n],$$

die kodiert, dass die jeweilige Variable x_i vom Typ A_i sei. Die x_i stehen hierbei für paarweise verschiedene Variablen, nicht aber für Metavariablen, für die zusammengesetzte Ausdrücke eingesetzt werden dürften. Anders als in den herkömmlichen Sequenzen muss der Kontext eine Liste sein, da es auf die Reihenfolge der Elemente ankommt, denn im Ausdruck A_j dürfen nur die Variablen x_i mit $i < j$ auftauchen.

Es darf auch $n = 0$ sein, was bedeuten soll, dass der leere Kontext $\Gamma = []$ ebenfalls ein wohlgeformter ist. Die Schreibweise $\Gamma, x : A$ steht analog zu den herkömmlichen Sequenzen für die Konkatenation der Listen Γ und $[x : A]$.

10.1.2. Formuierungsregeln

Von den Schlussregeln der abhängigen Typentheorie gruppieren sich zunächst einmal die *Formierungsregeln*, die der Aufstellung wohlgeformter Typen dienen. Dem Formalismus nach wird ausschließlich mit auf diese Weise geformten Typen gearbeitet.

Jedem Ausdruck kommt ein *Typ* zu, auch den Typen selbst. Hierfür dient eine Abfolge von Konstantensymbolen

$$U_0, U_1, U_2, \dots,$$

die wir *Typuniversen* nennen wollen. Statt U_i ist auch die längere Schreibweise Type_i geläufig. Hat ein Ausdruck A den Typ U_i für ein i , so wollen wir A selbst als einen *Typ* betrachten. Ein Ausdruck, der kein Typ ist, heißt *Term*. Es verhält sich so ähnlich wie mit einer Mengenlehre, in der Klassen die einzige Sorte sind. Die Abgrenzung der Mengen von den echten Klassen geschieht dahingehend nicht syntaktisch, sondern kommt inhaltlich aus den Regeln des formalen Systems zum Vorschein.

Da stellt sich die Frage, warum nicht ein Universum, nennen wir es U , genügt. Da diesem selbst ein Typ zukommen müsste, würden wir $U : U$ festsetzen, wie es Per Martin-Löf in der ursprünglichen Fassung seiner Typentheorie tat. Allerdings entdeckte Jean-Yves Girard kurz darauf, dass das System damit inkonsistent wird, wir also einen Widerspruch ableiten können. Dieser Umstand, den man nun *girardsches Paradoxon* nennt, verhält sich analog zum russellschen Paradoxon. [33]

Für Typuniversen U_i bestehen die Regeln

$$\frac{\Gamma \text{ ctx}}{\Gamma \vdash U_i : U_{i+1}} \text{ univ-intro}, \quad \frac{\Gamma \vdash A : U_i}{\Gamma \vdash A : U_{i+1}} \text{ univ-cumul.}$$

Kontexte werden eingeführt, erweitert gemäß

$$\frac{}{[] \text{ ctx}} \text{ ctx-empty}, \quad \frac{\Gamma \vdash A : U_i}{\Gamma, x : A \text{ ctx}} \text{ ctx-ext},$$

mit der Nebenbedingung, dass x nicht bereits in Γ vorkommt.

Eine Grundsequenz wird eingeführt via

$$\frac{[x_1 : A_1, \dots, x_n : A_n] \text{ ctx}}{x_1 : A_1, \dots, x_n : A_n \vdash x_i : A_i} \text{ var, oder kurz } \frac{\Gamma \text{ ctx}}{\Gamma \vdash x : A} ((x : A) \in \Gamma).$$

Der Typ abhängiger Funktionen wird formiert gemäß

$$\frac{\Gamma \vdash A : U_i \quad \Gamma, x : A \vdash B : U_i}{\Gamma \vdash \Pi(x : A). B : U_i} \text{ Pi-form.}$$

Beim Typ $\text{Prop} := U_0$ genügt es aber bereits, wenn B vom Typ U_0 ist,

$$\frac{\Gamma, x : A \vdash B : U_0}{\Gamma \vdash \Pi(x : A). B : U_0} \text{ Pi-form0.}$$

Der Typ $A \rightarrow A$ der Funktionen von A zu A wird als $\Pi(x : A). A$ dargestellt. Wir würden diesen Typ nun gerne formieren. Hierbei muss aber klargestellt werden, was A sein soll. Formiert werden kann zum Beispiel der Typ $\Pi(A : U_0). A \rightarrow A$, womit $\Pi(A : U_0). (A \rightarrow A)$ gemeint ist. Zuvor wird kurz festgestellt, dass die Einführung von Grundsequenzen der Form $A : U_i \vdash A : U_i$ eine zulässige Regel ist. Es finden sich die Bäume:

$$\begin{array}{c} \frac{}{[]} \text{ ctx-empty} \\ \frac{[] \text{ ctx}}{\vdash U_i : U_{i+1}} \text{ univ-intro} \\ \frac{\vdash U_i : U_{i+1}}{A : U_i \text{ ctx}} \text{ ctx-ext} \\ \frac{A : U_i \text{ ctx}}{A : U_i \vdash A : U_i} \text{ var} \end{array} \quad \begin{array}{c} \frac{}{A : U_0 \vdash A : U_0} \text{ ctx-ext} \\ \frac{A : U_0 \vdash A : U_0}{A : U_0, x : A \text{ ctx}} \text{ var} \\ \frac{A : U_0, x : A \text{ ctx}}{A : U_0 \vdash A : U_0} \text{ Pi-form0} \\ \frac{A : U_0 \vdash A : U_0}{\vdash \Pi(A : U_0). \Pi(x : A). A : U_0} \text{ Pi-form0} \end{array}$$

Für $i \geq 1$ liegt der Typ allerdings in einem höhergestuften Universum:

$$\begin{array}{c} \frac{}{A : U_i \vdash A : U_i} \text{ ctx-ext} \\ \frac{A : U_i \vdash A : U_i}{A : U_i, x : A \vdash A : U_i} \text{ var} \\ \frac{A : U_i, x : A \vdash A : U_i}{A : U_i \vdash \Pi(x : A). A : U_i} \text{ Pi-form} \\ \frac{A : U_i \vdash \Pi(x : A). A : U_i}{\vdash U_i : U_{i+1}} \text{ univ-cumul} \\ \frac{\vdash U_i : U_{i+1}}{\vdash \Pi(A : U_i). \Pi(x : A). A : U_{i+1}} \text{ Pi-form} \end{array}$$

Man beachte, dass A hier, anders als in der Regel Pi-form, lediglich für eine Typvariable steht, also atomar ist. Dies wird durch die Kontexte klar, die nur Variablen enthalten dürfen.

10.1.3. Einführungs- und Beseitigungsregeln

Die Regeln zur Einführung, Beseitigung abhängiger Funktionen lauten

$$\frac{\Gamma, x: A \vdash b: B}{\Gamma \vdash (x \mapsto b): \Pi(x: A). B} \text{ Pi-intro}, \quad \frac{\Gamma \vdash f: \Pi(x: A). B \quad \Gamma \vdash a: A}{\Gamma \vdash f(a): B[x := a]} \text{ Pi-elim.}$$

Hierbei sind a, b, A, B Ausdrücke.

Speziell für von x unabhängiges B ergibt sich daraus entsprechend

$$\frac{\Gamma, x: A \vdash b: B}{\Gamma \vdash (x \mapsto b): A \rightarrow B}, \quad \frac{\Gamma \vdash f: A \rightarrow B \quad \Gamma \vdash a: A}{\Gamma \vdash f(a): B}.$$

Wie bei jedem lambda-Kalkül ist auch $\lambda x. b$ statt $x \mapsto b$ geläufig, wobei dies Kurzschreibweisen für $\lambda(x: A). b$ und $(x: A) \mapsto b$ sind. Die Klammern dürfen hierbei entfallen, ich will sie aber zur besseren Lesbarkeit beibehalten.

Beispielsweise ist $\Pi(A: U_i). A \rightarrow A$ bewohnt, denn es findet sich der Baum:

$$\frac{\frac{\frac{A: U_i, x: A \vdash x: A}{A: U_i \vdash (x \mapsto x): A \rightarrow A} \text{ Pi-intro}}{\vdash (A \mapsto x \mapsto x): \Pi(A: U_i). A \rightarrow A} \text{ Pi-intro}$$

10.1.4. Bezug zur Logik

Den Typ $\Pi(x: A). B$ deuten wir als die logische Aussage $\forall(x: A). B$. Weiterhin deuten wir den Typ $A \rightarrow B$ als die Aussage $A \Rightarrow B$.

Für $A, B: U_0$ kann man die Konjunktion, in analoger Weise wie das schon in der Logik zweiter Stufe möglich ist, kodieren als

$$A \wedge B := \Pi(X: U_0). (A \rightarrow B \rightarrow X) \rightarrow X.$$

Dahingehend ist unschwer feststellbar, dass die drei Funktionen

$$\begin{aligned} \text{conj} &: \Pi(A: U_0). \Pi(B: U_0). A \rightarrow B \rightarrow A \wedge B, \\ \text{proj}_1 &: \Pi(A: U_0). \Pi(B: U_0). A \wedge B \rightarrow A, \\ \text{proj}_2 &: \Pi(A: U_0). \Pi(B: U_0). A \wedge B \rightarrow B \end{aligned}$$

konstruierbar sind. Nämlich findet sich

$$\begin{aligned} \text{conj} &:= A \mapsto B \mapsto (a: A) \mapsto (b: B) \mapsto X \mapsto (f: A \rightarrow B \rightarrow X) \mapsto f(a)(b), \\ \text{proj}_1 &:= A \mapsto B \mapsto (c: A \wedge B) \mapsto c(A)((a: A) \mapsto (b: B) \mapsto a), \\ \text{proj}_2 &:= A \mapsto B \mapsto (c: A \wedge B) \mapsto c(B)((a: A) \mapsto (b: B) \mapsto b). \end{aligned}$$

Sollte nicht klar sein, wie diese Terme zustande kommen, kann man zunächst die Herleitungsbäume für die logischen Aussagen erstellen und daraufhin die Beweisterme ergänzen.

11. Maschinengestütztes Beweisen

11.1. Terme und Typen

11.1.1. Zur Aussagenlogik

Der Einführung einer Subjunktion entspricht die Einführung einer λ -Abstraktion, also einer anonymen Funktion. Der aus der Herleitung

$$\frac{\frac{\overline{A, B \vdash A}}{A \vdash B \Rightarrow A}}{\vdash A \Rightarrow B \Rightarrow A} \rightsquigarrow \frac{\frac{\overline{\Gamma, a: A, b: B \vdash a: A}}{\Gamma, a: A \vdash (b \mapsto a): B \rightarrow A}}{\Gamma \vdash a \mapsto (b \mapsto a): A \rightarrow B \rightarrow A}$$

mit $\Gamma := [A: \text{Prop}, B: \text{Prop}]$ entstandene Term wird zum Beispiel abgefasst als

Theorem Beispiel1 (A B: Prop):

A -> B -> A.

Proof

fun a => fun b => a.

Der Beseitigung der Subjunktion entspricht die Applikation einer Funktion. Betrachten wir dazu die Herleitung

$$\frac{\frac{\frac{\overline{A \Rightarrow B \vdash A \Rightarrow B} \quad \overline{A \vdash A}}{A, A \Rightarrow B \vdash B}}{A \vdash (A \Rightarrow B) \Rightarrow B}}{\vdash A \Rightarrow (A \Rightarrow B) \Rightarrow B} \rightsquigarrow \frac{\frac{\frac{\overline{\Gamma, f: A \rightarrow B \vdash f: A \rightarrow B} \quad \overline{\Gamma, a: A \vdash a: A}}{\Gamma, a: A, f: A \rightarrow B \vdash f(a): B}}{\Gamma, a: A \vdash (f \mapsto f(a)): (A \rightarrow B) \rightarrow B}}{\Gamma \vdash (a \mapsto f \mapsto f(a)): A \rightarrow (A \rightarrow B) \rightarrow B}$$

mit $\Gamma := [A: \text{Prop}, B: \text{Prop}]$. Der Beweis wird demnach implementiert als

Theorem Beispiel2 (A B: Prop):

A -> (A -> B) -> B.

Proof

fun a => fun f => f a.

Tabelle 11.1 zeigt die Funktionen, mit denen Terme für die Konjunktion und die Disjunktion konstruiert werden können.

Tabelle 11.1.: Funktionen für die Konjunktion und die Disjunktion

Junktor	Einführung	Beseitigung
Konjunktion	$\text{conj } A B: A \rightarrow B \rightarrow A \wedge B$	$\text{proj1 } A B: A \wedge B \rightarrow A$ $\text{proj2 } A B: A \wedge B \rightarrow B$
Disjunktion	$\text{or_intro1 } A B: A \rightarrow A \vee B$ $\text{or_intror } A B: A \rightarrow B \vee A$	$\text{or_elim } A B: (A \rightarrow C) \rightarrow (A \rightarrow C) \rightarrow (A \vee B \rightarrow C)$

Ein kurzes Beispiel. Mit der Herleitung

$$\frac{\frac{\Gamma \vdash A \wedge B}{\Gamma \vdash B} \quad \frac{\Gamma \vdash A \wedge B}{\Gamma \vdash A}}{\Gamma \vdash B \wedge A} \rightsquigarrow \frac{\frac{\Gamma \vdash h: A \wedge B}{\Gamma \vdash \text{proj2}(h): B} \quad \frac{\Gamma \vdash h: A \wedge B}{\Gamma \vdash \text{proj1}(h): A}}{\Gamma \vdash \text{conj}(\text{proj2}(h))(\text{proj1}(h)): B \wedge A}$$

kommt man bezüglich $\Gamma := [h: A \wedge B]$ zum Term

$$(h \mapsto \text{conj}(\text{proj2}(h))(\text{proj1}(h))): A \wedge B \rightarrow B \wedge A.$$

Der Quelltext hierzu:

Theorem `conj_commutativity (A B: Prop):`

`A /\ B -> B /\ A.`

Proof

`fun h => conj (proj2 h) (proj1 h).`

Dieser Beweis ist allerdings für Prop spezifisch. Für Typen allgemeiner Art findet sich aber ein analoger Beweis. Der Curry-Howard-Korrespondenz entsprechend betrifft dies die Produkttypen $A \times B$, die `prod A B` oder $A * B$ geschrieben werden. Die zweite Schreibweise wird aber nur gestattet, wenn keine Zweideutigkeit mit der Multiplikation von Zahlen besteht. Die Analoga zu `proj1`, `proj2` und `conj` sind `fst`, `snd` und `pair`, wobei dies für `first`, `second` steht und man (x, y) statt `pair x y` schreiben darf. Es ergibt sich also der folgende Quelltext:

Theorem `prod_commutativity (A B: Type):`

`A * B -> B * A.`

Proof

`fun h => (snd h, fst h).`

Statt die Projektionen zu nutzen, kann der Term auch via Musterabgleich als

`fun h => match h with (a, b) => (b, a) end`

abgefasst werden, wobei hierfür zudem die Kurzschreibweise

```
fun '(a, b) => (b, a) bzw. fun '(pair a b) => (pair b a)
```

existiert.

Für den Beweis von $A \vee B \Rightarrow B \vee A$ findet sich

```
Theorem disj_commutativity (A B: Prop):
```

```
  A  $\vee$  B -> B  $\vee$  A.
```

```
Proof
```

```
  or_elim
```

```
    (fun a => or_intror a)
```

```
    (fun b => or_introl b).
```

Alternativ wird der Term via Musterabgleich abgefasst:

```
fun h => match h with  
| or_introl a => or_intror a  
| or_intror b => or_introl b  
end
```

Die Negation $\neg A$ wird als $A \Rightarrow \perp$ definiert, weshalb sie unter die Regeln der Subjunktion fällt, und daher keine eigenen benötigt. Die Syntax für \perp ist `False`, und die für $\neg A$ ist `¬A`. Ein kurzes Beispiel. Zum Beweis von $A \Rightarrow \neg\neg A$ braucht man ja lediglich aus A und $\neg A$ einen Widerspruch herstellen. Es liegt also ein $a : A$ und eine Funktion $f : \neg A$ bzw. $f : A \rightarrow \perp$ vor, woraus nur noch $f(a)$ geformt werden braucht. Der Satz und dessen Beweisterm sind demnach formalisiert als

```
Theorem double_negation_intro (A: Prop):
```

```
  A -> ¬¬A.
```

```
Proof
```

```
  fun a: A => fun f: ¬A => f a.
```

Der Beweis der Umkehrung ist nicht möglich, insofern das System auf intuitionistischer Logik basiert. Wir können die Beseitigung der Doppelnegation allerdings axiomatisch voraussetzen via

```
Axiom ax_dne: forall (A: Prop), ¬¬A -> A.
```

Zur pedantischen Schaffung von Klarheit gäbe es alternativ auch noch die Möglichkeit, DNE in sämtlichen Sätzen, deren Beweis von DNE abhängt, explizit als Prämisse aufzuführen. Zur Abkürzung kann man DNE dabei verpacken mit der

```
Definition DNE := forall (A: Prop), ¬¬A -> A.
```

Zum Beispiel gelingt der Beweis von ex falso quodlibet mittels DNE als

$$\frac{\frac{\overline{\perp, \neg A \vdash \perp}}{\perp \vdash \neg \neg A} \text{DNE}}{\perp \vdash A} \rightsquigarrow \frac{\frac{\overline{\Gamma, x: \perp, f: \neg A \vdash x: \perp}}{\Gamma, x: \perp \vdash (f \mapsto x): \neg \neg A} \text{DNE}}{\Gamma, x: \perp \vdash \text{dne}(A)(f \mapsto x): A} \text{DNE}$$

Die diesbezügliche Implementierung ist

Theorem efq (dne: DNE) (A: Prop): False -> A.

Proof fun x: False => dne A (fun f: ~A => x).

Man kann EFQ aber auch ohne Weiteres erhalten, da das logische System bereits ein intuitionistisches ist. Später werden wir sehen, dass \perp als leerer induktiver Typ gedeutet werden darf. Infolge erhält man einen Beweis von EFQ mittels leerem Musterabgleich, so sonderbar das auch erscheinen mag.

Theorem efq (A: Prop): False -> A.

Proof fun x: False => match x with end.

11.1.2. Zur Prädikatenlogik

Der **Allquantifizierung** $\forall x \in X: A(x)$ entspricht $\prod_{x: X} A(x)$, ein Typ abhängiger Funktionen. Einen Bezug auf diese Beziehung herstellend, bekam der Typ die Syntax **forall** $x: X, A\ x$. Ein Beweis der Allaussage ist also eine Funktion f , die jedem Individuum x vom Typ X einen Wert $f(x)$ vom Typ $A(x)$ zuordnet, womit $A(x)$ zu jedem x bewohnt sein muss. Einfaches Beispiel. Gezeigt werden soll

$$A \wedge (\forall x \in X: B(x)) \Rightarrow \forall x \in X: A \wedge B(x).$$

Konstruiert werden muss eine Funktion, die jedem $x: X$ einen Wert vom Typ $A \times B(x)$ zuordnet, unter der Annahme, es sei ein Paar (a, f) mit $a: A$ und $f(x): B(x)$ zu jedem $x: X$ verfügbar. Dies schafft

$$(a, f): A \times \prod_{x \in X} B(x) \mapsto x: X \mapsto (a, f(x)).$$

Die Implementierung ist

Theorem const_factor (X A: Type) (B: X -> Type):

A * (forall x: X, B x) -> forall x: X, A * B x.

Proof

fun '(a, f) => fun x => (a, f x).

Für Aussagen vom Typ Prop braucht man aber die Modifizierung

```
Theorem const_factor (X: Type) (A: Prop) (B: X -> Prop):
  A /\ (forall x: X, B x) -> forall x: X, A /\ B x.
```

Proof

```
fun '(conj a f) => fun x => conj a (f x).
```

11.1.3. Induktive Typen

Die induktiven Typen entsprechen den frei erzeugten induktiven Mengen. Im Zuge dessen stehen strukturelle Induktion und Rekursion bezüglich solcher Typen zur Verfügung. Im Bezug auf die kategorielle Semantik versteht sich ein induktiver Typ als *initiale Algebra*, worauf ich an dieser Stelle aber nicht weiter eingehen will.

Das Schlüsselwort **Inductive** leitet die Definition eines neuen induktiven Typen ein, die sich aus der Festlegung von *Konstruktorfunktionen* zusammensetzt. Kommt es hierbei zu keiner Selbstbezüglichkeit, erhält man als Spezialfall ein Mittel zur Festlegung einer Summe, auch Enumeration genannt, die der disjunkten Vereinigung von Mengen entspricht.

Während die Konstruktorfunktionen der Einführung von Termen dienen, steht eine Rekursorfunktion zur deren Beseitigung zur Verfügung. Statt direkt auf den Rekursor zugreifen zu müssen, bietet die Sprache darüber hinaus das Mittel des Musterabgleichs, der mit dem Schlüsselwort **match** eingeleitet wird.

Beispiel. Der Typ N der natürlichen Zahlen mit den beiden Konstruktoren `zero` und `succ` wird eingeführt mit

```
Inductive N := zero: N | succ: N -> N.
```

Hierbei ist `zero` eine Konstante, die man als Konstruktorfunktion ohne Argumente deuten kann. Man kann die Signaturen alternativ auch in der kurzen Form

```
Inductive N := zero | succ (n: N).
```

notieren, – die ausgelassenen Typangaben werden dabei abgeleitet.

Die rekursive Festlegung einer Funktion wird in der geläufigen Weise notiert, wie Funktionen definiert werden, muss allerdings mit dem Schlüsselwort **Fixpoint** statt **Definition** eingeleitet werden. Der Compiler prüft, ob die Berechnungsvorschrift einen strukturellen Abstieg zustande bringt, womit gemeint ist, dass jeder rekursive Aufruf entsprechend der induktiven Struktur den Vorgänger des aktuellen Arguments als Argument bekommt. Der Vorgänger wird hierbei mit dem Musterabgleich in Erfahrung gebracht, was mit einer Fallunterscheidung einhergeht. Existiert kein Vorgänger, liegt also ein Basisfall vor, muss ein Rekursionsanfang stattfinden.

Die Prüfung schließt Konstruktionen aus, bei denen nicht erkennbar ist, ob sie die Bedingungen des Rekursionssatzes erfüllen. Somit wird abgesichert, dass jede Funktion wohldefiniert ist, bzw. jede Berechnung terminiert, sich also nicht in einer endlosen Schleife verfängt.

Beispiel. Def. 5.2 auf S. 170 wird implementiert als

```
Fixpoint add (a b: N): N :=
  match b with zero => a | succ b => succ (add a b) end.
```

Alternativ zum Musterabgleich kann die Funktion auch mit dem Rekursor `N_rec` festgelegt werden, der allerdings eine Funktion in einem Argument liefert, nämlich dem, über das die Rekursion läuft. Ein Hindernis entsteht dadurch aber nur scheinbar, weil wir die Konstruktion über das erste Argument `a` parametrisieren können. Die Funktion `add` liegt damit in geschönfinkelter Form vor, was aber zuvor bereits der Fall war, weil dies per se so ist, sofern man nicht explizit Paare oder Tupel ins Spiel bringt. Der Rekursor hat die Signatur

```
N_rec: forall P: N -> Set, P zero ->
  (forall n: N, P n -> P (succ n)) -> forall n: N, P n.
```

Demnach bekommt `N_rec` drei Argumente. Das erste Argument `P` bestimmt den Typ der Werts in Abhängigkeit der natürlichen Zahl, für uns konstant `N`. Das zweite Argument stellt den Anfangswert dar, und das dritte kodiert die Rekursionsgleichung. Das heißt, will man eine Funktion $f: N \rightarrow X$ rekursiv festlegen gemäß

$$f(\text{zero}) := x_0, \quad f(\text{succ}(n)) := \varphi(n, f(n)),$$

hat man $f = N_{\text{rec}}(P, x_0, \varphi)$ mit $P(n) := X$. Die Addition erhalten wir damit als

```
Definition add (a: N): N -> N :=
  N_rec (fun b => N) a (fun b y => succ y).
```

Ich will noch ein weiteres Beispiel aufführen, bei dem die Konstruktion durchsichtiger sein mag. Statt `N` benutzen wir nun den bereits verfügbaren Typ `nat` für die natürlichen Zahlen \mathbb{N} , der die Nomenklatur `0` statt `zero` und `S` statt `succ` besitzt. Weiterhin steht nun die übliche mathematische Notation einschließlich des Dezimalsystems zur Verfügung.

Die Fakultätsfunktion wird gemäß

$$f(0) := 1, \quad f(n+1) := (n+1)f(n)$$

rekursiv festgelegt. Wir haben also $f = N_{\text{rec}}(P, 1, \varphi)$ mit $P(n) := \mathbb{N}$ und $\varphi(n, x) = (n+1)x$. Damit ergibt sich die Implementierung

```
Definition f: nat -> nat :=
  nat_rec (fun n => nat) 1 (fun n x => (n + 1)*x).
```

Dass dies völlig analog zum Musterabgleich ist, sieht man an

```
Fixpoint f (n: nat): nat :=
  match n with 0 => 1 | S n => (n + 1)*f n end.
```

Zur Vorführung, wie die Implementierung von Induktionsbeweisen aussieht, will ich den kurzen Beweis von Satz 5.4 nutzen.

Es gibt Berechnungsregeln zur automatischen Vereinfachung von Ausdrücken. Dies verhält sich analog zur Auswertung von Termen, die auf dem Papier oder im Quelltext eines Programms stehen. Allerdings resultiert die Vereinfachung nicht unbedingt in einem Wert, weil in Ausdrücken auch Variablen vorkommen dürfen, deren Wert unbekannt gelassen wird.

Betrachten wir `add a zero`. Dies vereinfacht sich entsprechend der Definition zu `a`, was auch ginge, wenn statt der Variable `a` irgendein Term stehen würde. Insofern der Wert von `a` unbekannt verbleibt, endet die Vereinfachung hiermit.

Die Gleichung `a = add a zero` vereinfacht sich mithin zu `a = a`, denn Vereinfachungen finden auch innerhalb von Ausdrücken statt. Zum Beweis dieser Aussage genügt daher der Beweis von `a = a`, der aber direkt aus Reflexivität der Gleichheit hervorgeht, die mit `eq_refl` benannt wird.

```
Theorem zero_neutral_right (a: N): a = add a zero.
```

```
Proof eq_refl a.
```

Bei `add zero a` ist jedoch keine Vereinfachung möglich. Hier müssen wir eine Induktion über `a` durchführen. Aus der genaueren Betrachtung des Beweises von Satz 5.4 wird sichtbar, dass darin eine Termersetzung stattfindet. Wir benötigen als Hilfsmittel das Ersetzungsschema zur Gleichheit, das nun, unter veränderter Reihenfolge, als `eq_ind` zur Verfügung steht, dazu später mehr. Wir bringen es kurz in die gewohnte Reihenfolge:

```
Theorem eq_subst (A: Type) (P: A -> Prop):
```

```
  forall x y: A, x = y -> P x -> P y.
```

```
Proof fun x y h hx => eq_ind x P hx y h.
```

Im Weiteren ist das Induktionsprinzip verfügbar als

```
N_ind: forall P: N -> Prop, P zero ->
  (forall n: N, P n -> P (succ n)) -> forall n: N, P n.
```

Es liegt nun alles Rüstzeug vor, was wir zur Implementierung des Beweises benötigen. Die Induktionsannahme sei darin mit `ih` für *induction hypothesis* bezeichnet.

```

Theorem zero_neutral_left (a: N): a = add zero a.
Proof N_ind (fun a => a = add zero a)
  (eq_refl zero)
  (fun a ih => eq_subst N (fun n => succ a = succ n)
    a (add zero a) ih (eq_refl (succ a))) a.

```

An dieser Stelle muss man sich ernstlich fragen, ob ein Beweis immer in so einer verklausulierten Weise kodiert werden muss, was mit zunehmender Länge des Beweises in mehr oder weniger schwer durchsichtigen Termsalat mündet. Zwar sind wie bei Programmiersprachen Hilfsbezeichner für Teilterme einföhrbar, die entsprechend für Teilbeweise stehen. Es verbleibt allerdings das Problem, dass die Prüfung des Beweises erst nach dessen Vervollständigung möglich ist. Zur Auflösung dieser Problematik stehen *Taktiken* zur Verfügung, mit denen wir uns bald eingehend beschäftigen wollen. Sie führen Ziele gemäß den Schlussregeln auf Unterziele zurück, wonach der Aufbau von Beweisen rückwärts stattfindet. Der gerade geführte Beweis bekommt beispielsweise die Gestalt:

```

Theorem zero_neutral_left (a: N):
  a = add zero a.
Proof.
  induction a as [| a ih].
  * simpl. reflexivity.
  * simpl. rewrite <- ih. reflexivity.
Qed.

```

Im Beweis kommen die Taktiken *induction*, *simpl*, *rewrite* und *reflexivity* vor. Es führt *simpl* für *simplify* eine Vereinfachung durch, und *rewrite* nimmt Ersetzungen gemäß *eq_subst* vor. Erwartungsgemäß steht *induction* für die vollständige Induktion mittels *N_ind* und *reflexivity* für die Anwendung von *eq_refl*.

Das Beispiel zu der Liste von Symbolen, das wir ursprünglich in Abschnitt 1.5.3 gerechnet haben, wird nochmals in Listing 11.1 aufgeführt. Den Typ der Symbole kodieren wir hierbei als Synonym zu den natürlichen Zahlen, um uns erst einmal nicht damit auseinandersetzen zu müssen, wie denn ein Symbol beschaffen sei. Es ist auch machbar, den Typ der Liste parametrisch über den Typ der Elemente zu definieren. Bei dem, was wir zeigen wollen, spielt der Typ der Elemente nämlich keine Rolle. Parametrisch über den Typ *T* lautet die Festlegung

```

Inductive List T := nil | cons (x: T) (a: List T).

```


Listing 11.1: Beispiel zur strukturellen Induktion und Rekursion

```

Require Import Arith.PeanoNat.
Definition Symbol := nat.
Inductive List := nil | cons (x: Symbol) (a: List).

Fixpoint len (a: List): nat :=
  match a with nil => 0 | cons a0 a1 => len a1 + 1 end.

Fixpoint concat (a b: List): List :=
  match a with nil => b | cons a0 a1 => cons a0 (concat a1 b) end.

Theorem len_concat (a b: List):
  len (concat a b) = len a + len b.
Proof.
  induction a as [| x a ih].
  * simpl. reflexivity.
  * simpl. rewrite ih. rewrite <- Nat.add_assoc.
    rewrite (Nat.add_comm _ 1). rewrite Nat.add_assoc. reflexivity.
Qed.

```

11.2. Taktiken

Statt Terme zu schreiben, nutzt man lieber Taktiken. Sie bieten den Vorteil, dass die Schlussregeln mit ihnen rückwärts angewendet werden können. Man gibt dabei das zu beweisende Theorem als *Ziel* vor. Vermittels den Taktiken, die zu den Schlussregeln des natürlichen Schließens gehören, kann das Ziel auf ein oder mehrere *Unterziele* zurückgeführt werden. Das geht bis zum Erreichen von Grundsequenzen so weiter.

Mit $\Gamma := [A: \text{Prop}, B: \text{Prop}]$ gilt

$$\frac{\frac{\Gamma, g: \neg B \vdash g: \neg B}{\Gamma, f: A \rightarrow B, g: \neg B, a: A \vdash g(f(a)): \perp} \text{apply } g}{\frac{\frac{\Gamma, f: A \rightarrow B, g: \neg B, a: A \vdash g(f(a)): \perp}{\Gamma, f: A \rightarrow B, g: \neg B \vdash a \mapsto g(f(a)): \neg A} \text{intro } a}{\frac{\Gamma, f: A \rightarrow B \vdash g \mapsto a \mapsto g(f(a)): \neg B \rightarrow \neg A} \text{intro } g} \text{intro } f.$$

Man beachte, dass der konstruierte Term $f \mapsto g \mapsto a \mapsto g(f(a))$ am Anfang noch unbekannt ist. Bekannt sind im jeweiligen Schritt lediglich die zur Verfügung stehenden Variablen und der Typ, dessen Term zu konstruieren ist. Erst nachdem man sich rückwärts von der Wurzel aus zu den Blättern hin durchgearbeitet hat, kann man den Weg zur Wurzel hin zurücklaufen und dabei schrittweise den Terme konstruieren. In der Praxis gibt man sich in der Regel zufrieden, bei den Blättern angekommen zu sein. Der tatsächliche Verlauf sieht also so aus:

$$\begin{array}{c}
 \frac{\Gamma, g: \neg B \vdash g: \neg B}{\Gamma, f: A \rightarrow B, g: \neg B, a: A \vdash ? : \perp} \text{intro } a \\
 \frac{\Gamma, f: A \rightarrow B, g: \neg B, a: A \vdash ? : \perp}{\Gamma, f: A \rightarrow B, a: A \vdash ? : B} \text{intro } g \\
 \frac{\Gamma, f: A \rightarrow B, a: A \vdash ? : B}{\Gamma, f: A \rightarrow B \vdash ? : \neg B \rightarrow \neg A} \text{intro } f \\
 \frac{\Gamma, f: A \rightarrow B \vdash ? : \neg B \rightarrow \neg A}{\Gamma \vdash ? : (A \rightarrow B) \rightarrow (\neg B \rightarrow \neg A)} \text{exact } a
 \end{array}$$

Der Quelltext hierzu:

Theorem contraposition (A B: Prop):

(A -> B) -> (~B -> ~A).

Proof.

intro f. intro g. intro a.

apply g. apply f. exact a.

Qed.

Die Entwicklungsumgebung ermöglicht es hierbei, auf dem Verlauf der Taktiken zu wandern. Zwischen den Schritten wird das aktuelle Ziel und dessen Kontext gezeigt, so dass man die Übersicht darüber behält, was zu beweisen verbleibt und welche Mittel dafür verfügbar sind.

Es ist üblich, verfügbare Aussagen, die als Annahmen gemacht oder aus diesen abgeleitet wurden, als *Hypothesen* zu bezeichnen und deren Variablen bzw. Termbezeichnern diesbezüglich ein h oder ein H voranzustellen. Fällt keine sinnvolle Benennung ein, oder wäre diese zu umständlich, kann man lokale Hypothesen auch einfach $h1$, $h2$, $h3$ usw. nennen. Für den letzten Beweis ginge beispielsweise

Theorem contraposition (A B: Prop):

(A -> B) -> (~B -> ~A).

Proof.

intro hAB. intro hnB. intro hA.

apply hnB. apply hAB. exact hA.

Qed.

11.3. Setoide als Ersatz für Quotiententypen

Die Beschreibung von Quotientenmengen erfordert eigentlich eine Typentheorie, die Quotiententypen umfasst. Mit diesen verhält es sich allerdings schwierig, dergestalt dass die naive Erweiterung einer Typentheorie um solche zuzüglich zugehöriger Regeln unter Umständen mit dem Verlust von bestimmten meta- bzw. beweistheoretischen Eigenschaften einhergeht, dabei geht es in der Regel um Reduktion bzw. Berechnung und deren Zusammenspiel mit dem Typsystem. In jedem Fall muss man natürlich zumindest aufpassen, dass die Konsistenz und Korrektheit des logischen Kalküls erhalten bleibt.

Um sich nicht näher damit auseinandersetzen zu müssen, mag man versuchen, Quotiententypen zu simulieren bzw. zu umgehen. Einen gängiger Weg besteht im Gebrauch von Setoiden. Zu einer Menge M mit einer auf ihr definierten Äquivalenzrelation \sim ist ein *Setoid* die Struktur (M, \sim) , die statt dem Quotienten M/\sim betrachtet wird. Kurzum rechnet man mit den Repräsentanten statt mit den Äquivalenzklassen. Statt der Gleichheit auf M/\sim greift man auf die ursprüngliche Äquivalenzrelation auf M zurück. Worin besteht nun das pragmatische Problem, das wir lösen wollen? Wir erinnern uns daran, dass das Konzept der Gleichheit eine Ersetzungsregel umfasst, die es gestattet, einen Term gegen einen gleichen ersetzen zu dürfen. Will man hierbei über Repräsentanten definierte Relationen bzw. Funktionen in die Termbildung einbeziehen, muss unweigerlich erst ihre Wohldefiniertheit gezeigt werden. Eine entsprechende Ersetzungsregel wollen wir nun direkt bezüglich der Äquivalenzrelation auf M statt der Gleichheit auf M/\sim haben. Liegt diese nicht in allgemeiner Weise vor, müssten die Beweise jeweils manuell erbracht werden.

Zur automatischen und transparenten Erzeugung nötiger Boilerplate-Beweise stehen in Coq bereits entsprechende Mechanismen zur Verfügung, die durch den Gebrauch der Module *Setoid* und *Morphisms* sichtbar gemacht werden.

Dazu ein einfaches Beispiel. Wir wollen beweisen, dass die Summe zweier gerader Zahlen abermals gerade ist. Dazu betrachten wir

$$a \sim b :\Leftrightarrow \exists k \in \mathbb{Z}: a - b = 2k,$$

die Kongruenz modulo 2. Die Addition $[a] + [b] := [a + b]$ ist wohldefiniert. Eine Zahl a ist genau dann gerade, wenn $[a] = [0]$. Wenn also a, b gerade sind, gilt $[a] = [0]$ sowie $[b] = [0]$. Via Ersetzung erhält man somit

$$[a + b] = [a] + [b] = [0] + [0] = [0 + 0] = [0].$$

Nun nochmals die gleiche Argumentation bei entfernter kanonischer Projektion.

Listing 11.2: Setoid zum Restklassenring

```

Require Import Setoids.Setoid.
Require Import Classes.Morphisms.
Require Import ZArith.ZArith.
Open Scope Z_scope.

Definition R a b := exists k: Z, a - b = 2*k.

Instance R_equi: Equivalence R.
Proof.
  split.
  * unfold Reflexive. intro x. unfold R.
    exists 0. ring.
  * unfold Symmetric. intros x y. unfold R.
    intros (k, h). exists (-k). rewrite Z.mul_opp_r.
    rewrite <- h. ring.
  * unfold Transitive. intros x y z. unfold R.
    intros (k1, h1) (k2, h2). exists (k1 + k2).
    apply (f_equal (fun t => t + (y - z))) in h1.
    rewrite h2 in h1 at 2. ring_simplify in h1.
    rewrite Z.mul_add_distr_l. exact h1.
Qed.

Instance add_proper:
  Proper (R ==> R ==> R) (fun x y => x + y).
Proof.
  unfold Proper. unfold respectful. unfold R.
  intros x y. intros (k1, h1). intros a b.
  intros (k2, h2). exists (k1 + k2).
  assert (h: x + a - (y + b) = (x - y) + (a - b)) by ring.
  rewrite h. rewrite h1. rewrite h2. ring.
Qed.

Theorem add_even_even_is_even (a b: Z):
  R a 0 -> R b 0 -> R (a + b) 0.
Proof.
  intros ha hb. rewrite ha. rewrite hb.
  simpl. reflexivity.
Qed.

```

Wenn a, b gerade sind, gilt $a \sim 0$ sowie $b \sim 0$. Via Ersetzung erhält man somit

$$a + b \sim 0 + 0 = 0.$$

Das Listing 11.2 zeigt die Implementierung der Überlegung. Darin wird die Relation $a \sim b$ zunächst unter der Bezeichnung $R\ a\ b$ erklärt. Der Beweis von `R_equi` zeigt daraufhin, dass es sich bei R um eine Äquivalenzrelation handelt. Erstmals kommen dabei die Taktiken `ring` und `ring_simplify` zum Einsatz, um die fast trivialen Umformungen von Termen bzw. Gleichungen nicht mehr gänzlich händisch durchführen zu müssen. Der Beweis von `add_proper` bestätigt als nächstes die Wohldefiniertheit der Addition. Schließlich wird die zuvor beschriebene Argumentation mit den Ersetzungen unternommen. Der wesentliche Punkt ist hierbei, dass `rewrite` unter diesen Umständen keine gewöhnliche Ersetzung darstellt, sondern sich in aller Stille aufs Setoid bezieht, also nur aufgrund der geleisteten Vorarbeiten verfügbar ist.

Weiterhin bietet Setoid den Mechanismus zur Unternehmung äquivalenter Umformungen in Bezug auf die zulässige Ersetzungsregel, insofern es sich auch bei der logischen Äquivalenz um eine Kongruenzrelation bezüglich den logischen Verknüpfungen handelt, wie wir früher in Bezug auf die Lindenbaum-Tarski-Algebra festgestellt haben. Die Aussage $A \Rightarrow (B \Rightarrow A)$ lässt sich zum Beispiel mittels boolescher Algebra mit der Umformung

$$(A \Rightarrow B \Rightarrow A) \equiv \neg A \vee (\neg B \vee A) \equiv (A \vee \neg A) \vee \neg B \equiv \top \vee \neg B \equiv \top$$

beweisen. Die Implementierung hierzu:

```
Require Import Setoids.Setoid.
```

```
Axiom impl_equi: forall A B, (A -> B) <-> ~A \ / B.
```

```
Axiom or_compl: forall A, A \ / ~A <-> True.
```

```
Axiom or_extremal: forall A, A \ / True <-> True.
```

```
Theorem K (A B C: Prop):
```

```
  A -> B -> A.
```

```
Proof.
```

```
  rewrite impl_equi. rewrite impl_equi.
```

```
  rewrite (or_comm _ A). rewrite <- or_assoc.
```

```
  rewrite (or_comm _ A). rewrite or_compl.
```

```
  rewrite or_comm. rewrite or_extremal. exact I.
```

```
Qed.
```

11.4. Rückkehr zum Anfang

11.4.1. Pedantische Erklärung der Aussagenlogik

Mit dem Verständnis der essentiellen Grundlagen des maschinengestützten Beweisen wäre es an der Zeit, einmal eine umfänglichere Argumentation zu formalisieren. Statt zu den Grundbegriffen irgendeiner beliebigen Theorie will ich zurück zur Aussagenlogik und ihrer Semantik kommen. Mit der Implementierung des natürlichen Schließens gewinnen wir nämlich ein verlässlicheres Verständnis der logischen Grundlagen, frei von potentiell vorhandenen Ungenauigkeiten, Flüchtigkeitsfehlern oder Fehldeutungen.

Zunächst legen wir die aussagenlogische Sprache mit dem Typ der Formeln als induktive Struktur fest. Vermittels der Konstruktoren wird direkt ein abstrakter Syntaxbaum kodiert, so dass wir keinen Parser betrachten brauchen, dessen weitläufige Konstruktion uns vom Wesentlichen ablenken würde. Weiterhin legen wir $\neg A$ und $A \Leftrightarrow B$ als Abkürzungen für $A \Rightarrow \perp$ und $(A \Rightarrow B) \wedge (B \Rightarrow A)$ fest, womit sich die Induktion über den Formelaufbau verkürzt und die Schlussregeln für diese Junktoren entfallen dürfen. Die aussagenlogischen Variablen nummerieren wir kurzum mit den natürlichen Zahlen, so dass wir keine Zeichenketten betrachten brauchen. Listing 11.3 zeigt die Implementierung.

Als nächstes die klassische Semantik. Wir könnten für Wahrheitswerte pauschal den Typ `Prop` vorsehen; dies wäre so auch durchführbar, wie der Leser ausprobieren mag. Allerdings wird dadurch der Wahrheitsbegriff mit dem der Metalogik vermischt. Dies wird gut daran erkennbar, dass die Metalogik als Typentheorie eine intuitionistische ist. Wir müssten den Satz vom ausgeschlossenen Dritten holzschnittartig als Axiom hinzufügen, um aus ihr eine klassische zu machen. Gerade für die Beweistheorie wird eine solche unnötige Verwässerung als problematisch angesehen. Außerdem lassen sich Terme vom Typ `Prop` nicht ausrechnen. Man legt daher für die Wahrheitswerte eine Menge \mathbb{B} fest, deren zwei Elemente als die beiden Wahrheitswerte gedeutet werden. Wie diese beiden Elemente lauten, ist an sich unwichtig, wir können zum Beispiel wie zuvor $\mathbb{B} := \{0, 1\}$ oder auch $\mathbb{B} := \{F, T\}$ haben. Mit dem Präludium der Standardbibliothek liegt \mathbb{B} bereits als Typ `bool` mit den Werten `false` und `true` vor, genauer als

```
Inductive bool: Set := true: bool | false: bool.
```

Da wir die aussagenlogischen Variablen mit den natürlichen Zahlen abzählen, können wir eine Interpretation als Funktion $I: \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{B}$ sehen. Die Erfüllung $I \models A$ notieren wir als `sat I A` für *satisfies*. Sie wird getreu Def. 2.1 rekursiv über den Formelaufbau festgelegt, siehe Listing 11.3.

Listing 11.3: Die aussagenlogische Sprache und ihre klassische Semantik

```

Inductive Formula: Set :=
| var: nat -> Formula
| falsum: Formula
| conj: Formula -> Formula -> Formula
| disj: Formula -> Formula -> Formula
| subj: Formula -> Formula -> Formula.

Definition neg A := subj A falsum.
Definition bij A B := conj (subj A B) (subj B A).

Fixpoint sat (I: nat -> bool) (A: Formula): bool :=
  match A with
  | var a => I a
  | falsum => false
  | conj A B => andb (sat I A) (sat I B)
  | disj A B => orb (sat I A) (sat I B)
  | subj A B => orb (negb (sat I A)) (sat I B)
  end.

Definition sat_all (I: nat -> bool) ( $\Gamma$ : Ensemble Formula) :=
  forall A, In Formula  $\Gamma$  A -> sat I A = true.

Definition valid  $\Gamma$  A: Prop :=
  forall (I: nat -> bool), sat_all I  $\Gamma$  -> sat I A = true.

```

Nun zur logischen Folgerung. Weil im Kalkül des natürlichen Schließens lediglich endliche Ansammlungen von Formeln auftreten, könnten wir uns auf endliche Listen beschränken. Ich will die logische Folgerung aber sogleich für allgemeine Mengen definieren, um innerhalb der üblichen Terminologie zu bleiben. Dies zieht nach sich, dass die Erfüllung $I \models \Gamma$ einer Formelmenge Γ aufgrund deren potenzieller Unendlichkeit, und damit Unberechenbarkeit, nicht mehr Werte in `bool` annehmen kann, weshalb sie als metasprachliche Aussage vom Typ `Prop` kodiert werden muss, siehe `sat_all I Γ` in Listing 11.3. Die logische Folgerung $\Gamma \models A$ wird daraufhin getreu Def. 2.3 mit der Bezeichnung `valid Γ A` festgelegt.

Um die weiteren Ausführungen nicht übermäßig weitläufig werden zu lassen, betrachten wir das kleine Fragment des natürlichen Schließens, das lediglich aus

Listing 11.4: Fragment des natürlichen Schließens und Ableitbarkeit

```

Inductive Formulas: Set :=
| nil: Formulas
| cons: Formulas -> Formula -> Formulas.

Inductive Prf: Formulas -> Formula -> Set :=
| basic_sequent A: Prf (cons nil A) A
| conj_eliml  $\Gamma$  A B: Prf  $\Gamma$  (conj A B) -> Prf  $\Gamma$  A.

Fixpoint as_set ( $\Gamma$ : Formulas): Ensemble Formula :=
  match  $\Gamma$  with
  | nil => Empty_set Formula
  | cons  $\Gamma$  A => Add Formula (as_set  $\Gamma$ ) A
  end.

Definition provable  $\Gamma$  A: Prop :=
  exists  $\Gamma_0$ , Included Formula (as_set  $\Gamma_0$ )  $\Gamma$  /\
  exists p: Prf  $\Gamma_0$  A, True.

```

der Einführung von Grundsequenzen und der Beseitigungsregel der Konjunktion besteht. Die Regeln werden als die Konstruktoren des Typs $\text{Prf } \Gamma \vdash A$ kodiert, der als Typ der Beweise der Sequenz $\Gamma \vdash A$ in Erscheinung treten soll, siehe Listing 11.4. Die Ableitbarkeit `provable` wird getreu Def. 1.1 festgelegt. Als Hilfsmittel benötigen wir daher noch die Funktion `as_set`, die eine endliche Liste von Formeln in eine Menge umwandelt.

Nun verbleibt die Korrektheit des Fragments zu bestätigen. Drei Hilfssätze zerlegen dies in kleine Schritte, siehe Listing 11.5. Zunächst wird die Gültigkeit der Beseitigungsregel zur Konjunktion bestätigt, also dass $\Gamma \models A$ aus $\Gamma \models A \wedge B$ folgt. Daraufhin zeigt das Lemma zur Korrektheit auf, dass $\Gamma \models A$ aus einem vorliegenden Beweis p der Sequenz $\Gamma \vdash A$ folgt. Dies ist der wesentliche Teil der Argumentation, der vermittelt struktureller Induktion über den Aufbau von p geführt wird. Das Lemma zur Erfüllung von Mengen bestätigt noch kurz, dass $I \models \Gamma$ aus $\Gamma \subseteq \Delta$ und $I \models \Delta$ folgt. Schließlich kommen die Hilfssätze im Hauptbeweis zur Anwendung.

Listing 11.5: Korrektheit des natürlichen Schließens

```

Lemma conj_eliml_is_valid  $\Gamma$  A B:
  valid  $\Gamma$  (conj A B) -> valid  $\Gamma$  A.
Proof.
  intro h. unfold valid. intro I. intro hI.
  unfold valid in h. assert (h := h I hI). clear hI.
  simpl in h. apply andb_prop in h. exact (proj1 h).
Qed.

Lemma soundness_lemma  $\Gamma$  A:
  (exists p: Prf  $\Gamma$  A, True) -> valid (as_set  $\Gamma$ ) A.
Proof.
  intro h. destruct h as (p, _).
  induction p as [|  $\Gamma$  A B p ih].
  * unfold valid. intros I hI. unfold sat_all in hI.
    apply hI. simpl. unfold Add.
    apply Union_intror. apply In_singleton.
  * exact (conj_eliml_is_valid (as_set  $\Gamma$ ) A B ih).
Qed.

Lemma sat_set_lemma I  $\Gamma$   $\Delta$ :
  Included Formula  $\Gamma$   $\Delta$  -> (sat_all I  $\Delta$ ) -> (sat_all I  $\Gamma$ ).
Proof.
  intros h hI. unfold sat_all. intros A hA.
  unfold sat_all in hI. apply hI. apply h. exact hA.
Qed.

Theorem natural_deduction_is_sound  $\Gamma$  A:
  provable  $\Gamma$  A -> valid  $\Gamma$  A.
Proof.
  intro h. unfold provable in h.
  destruct h as ( $\Gamma$ 0, (h0, (p, _))).
  assert (h_valid: valid (as_set  $\Gamma$ 0) A).
  { apply soundness_lemma. exists p. trivial. }
  unfold valid. intros I hI. apply h_valid.
  exact (sat_set_lemma I (as_set  $\Gamma$ 0)  $\Gamma$  h0 hI).
Qed.

```

11.4.2. Ein System der axiomatischen Mengenlehre

Der Beweisassistent schafft bereits die Mittel zur Klärung logischer Gesetzmäßigkeiten. Vermittels induktiver Typen gelingt außerdem die Konstruktion mathematischer Strukturen in ergonomischer Art und Weise, was die Darlegung mathematischer Theorien auf typentheoretischer Basis ermöglicht. Dienlich ist dieser Ansatz auch zum maschinengestützten Verifizieren von Computerprogrammen. Am Anfang wurde allerdings die Mengenlehre als Fundament für die mathematischen Grundlagen beschrieben. Deshalb wollen wir nochmals zurück zur Mengenlehre kommen, auch um sie besser mit der Typentheorie vergleichen zu können.

Zunächst einmal sollte die Mengenlehre reichhaltig genug sein, dass alle mathematischen Objekte und Sachverhalte ohne Umwege in ihr ausgedrückt werden können. Die reine ZFC erweist sich dabei als zu minimalistisch, was ihre praktische Handhabung erschwert. So fehlt in ihr sogar ein Konstantensymbol für die leere Menge. Es besteht diesbezüglich Bedarf an Erweiterungen durch Definition, die es ermöglichen, Konstanten und Mengenoperationen auf gewohnte Art und Weise zu nutzen. Weiterhin erscheint es uns als wünschenswert, über Klassen sprechen zu können. In Bezug auf diese Anforderungen erscheinen die Mengenlehren NBG, MK oder auch die Tarski-Grothendieck-Mengenlehre als besonders dienlich. Im Weiteren wird eine Implementierung der MK-Mengenlehre nach der in [46] und [47] ausgeführten Axiomatik vorgenommen, weil diese annehmlich kurz gefasst ist, also ohne umständliche technische Erklärungen auskommt.

Man kann auf die im vorherigen Abschnitt beschriebene Art das gesamte formale System konstruieren, das aus der Logik erster Stufe und dem Axiomensystem der Mengenlehre besteht; geläufig ist diese Methodik als *tiefe Einbettung*. Hiermit wäre es möglich, innerhalb der Typentheorie, die diesbezüglich die Rolle der Metalogik einnimmt, Aussagen über das System zu machen. Da dies aber recht umständlich ist und wir mehr an der pragmatischen Anwendung interessiert sind, wollen wir das Axiomensystem direkt in der bereits zur Verfügung stehenden Logik höherer Stufe abfassen, was als *flache Einbettung* bezeichnet wird. Man muss hierbei selbst darauf acht geben, allenfalls Quantifizierungen über Prädikate zu nutzen, wenn sie einem Schema in der Logik erster Stufe entsprechen.

Ich will darauf hinweisen, dass wir die Prädikate der Logik und die Relationen der Mengenlehre unbedingt auseinanderhalten müssen. Im Axiom `comp` zum Schema der Klassenkomprehension, siehe Listing 11.8, taucht bspw. eine Allquantifizierung über eine Prädikatvariable auf, für die bei der Spezialisierung eine beliebige Formel eingesetzt werden darf. Eine Relation innerhalb der Mengenlehre ist dagegen eine Menge bzw. Klasse, also ein Objekt des Diskursuniversums.

Dieselbe Unterscheidung gilt für Funktionen. So werden wir die Mengenopera-

tionen als Funktionen auf dem Diskursuniversum festlegen. Der Versuch, diese als Klassen darzustellen, läuft unmittelbar in die Komplikation, dass sich der Definitionsbereich auf die Allklasse reduzierte. Damit wären die Operationen nicht mehr für echte Klassen definiert. Ein Beispiel, an dem der Zwiespalt in dramatischer Weise ersichtlich wird, bietet der dedekindsche Rekursionssatz. Dieser spricht über die Existenz einer Funktion, verlangt also bereits zu seiner Formulierung eine Logik mindestens zweiter Stufe. Trotzdem ist der Satz problemlos in der Mengenlehre in Logik erster Stufe fassbar, insofern hierbei über die Existenz einer Funktion in Form einer Menge gesprochen wird. Das ist ein motivierendes Beispiel für die Idee, dass die Mengenlehre in gewisser Weise eine Logik höherer Stufe innerhalb der Logik erster Stufe beschreibt.

Wir legen zunächst drei Parameter fest, siehe Listing 11.6. Mit `Class` bezeichnen wir den Typ der Klassen; dieser unterscheidet sich von der Allklasse, die wir im Weiteren via Komprehension definieren. Mit `In` bezeichnen wir das zweistellige Prädikat \in , führen für `In x A` aber sogleich die übliche Notation $x \in A$ ein. Die Operation `Comp` bezeichnet die Komprehension, die zu einem einstelligen Prädikat die Klasse der Mengen beschreibt, die das Prädikat erfüllen.

Als nächstes folgen einige Definitionen. Das einstellige Prädikat `set` prüft, ob eine Klasse eine Menge ist. Zu erwähnen wäre, dass $\forall x: A(x)$ bzw. $\exists x: A(x)$ gerne als Kurzschreibweise für $\forall X: \text{set}(X) \Rightarrow A(X)$ bzw. $\exists X: \text{set}(X) \wedge A(X)$ genutzt wird. Man einigt sich also darauf, dass sich eine Quantifizierung bezüglich einer groß geschriebenen Variable über alle Klassen erstreckt, wogegen eine bezüglich einer klein geschriebenen nur über alle Mengen läuft. Ich will mich dieser Konvention aber im Folgenden nicht anschließen, zumal sie nicht ohne Weiteres vom Beweisassistenten unterstützt wird. Wir fahren stattdessen mit den gewohnten Schreibweisen fort.

Die Einermenge $\{x\}$ kommt in den beiden Varianten `sg x` und `Sg x`, die für eine Menge x übereinstimmen. Sollte x aber eine echte Klasse sein, so wird `sg(x)` die leere Menge sein, während sich für `Sg(x)` die Allklasse ergibt. Man kann das so verstehen, dass der eigentliche Definitionsbereich dieser Operation die Allklasse ist. Liegt die Klasse x nun außerhalb von diesem, ist also eine echte Klasse, muss man sich überlegen, welchen Wert $\{x\}$ man x zuordnen will, weil eine jede Operation auf dem gesamten Diskursuniversum definiert ist, das alle Klassen umfasst. Hier gibt es zwei natürliche Varianten; entweder die Zuordnung der leeren Menge oder aber die Zuordnung der Allklasse.

Im Weiteren will ich statt `sg` von `Sg` Gebrauch machen, da sich dieses ein wenig gutartiger verhält. Zwar sind beide Varianten auf der Allklasse injektiv. Setzt man aber nur x als Menge voraus, können wir aus $\text{sg}(x) = \text{sg}(y)$ nicht mehr $x = y$

folgern, denn die Gleichung ist auch für $x = \emptyset$ und y eine echte Klasse erfüllt. Es handelt sich also mehr um eine technische Spielerei, um in Sachverhalten weniger Voraussetzungen schreiben zu müssen.

Listing 11.6: Begrifflichkeiten der Mengenlehre

Parameter Class: Type.
Parameter In: Class -> Class -> Prop.
Parameter Comp: (Class -> Prop) -> Class.
Notation " $x \in A$ " := (In x A) (at level 70).
Notation " $x \notin A$ " := (~In x A) (at level 70).
Notation "{ x | P }" := (Comp (fun x: Class => P)).

Definition set x := exists C, x ∈ C.
Definition Inclusion A B := forall x, x ∈ A -> x ∈ B.
Definition EmptySet := {x | False}.
Definition UnivCl := {x | True}.
Definition DiagCl := {x | x ∉ x}.
Notation "∅" := EmptySet (at level 0).
Notation " $A \subseteq B$ " := (Inclusion A B) (at level 70).

Definition intersection A B := {x | x ∈ A /\ x ∈ B}.
Definition union A B := {x | x ∈ A \/ x ∈ B}.
Definition diff A B := {x | x ∈ A /\ x ∉ B}.
Definition Intersection M := {x | forall A, A ∈ M -> x ∈ A}.
Definition Union M := {x | exists A, A ∈ M /\ x ∈ A}.
Definition Power M := {A | A ⊆ M}.
Definition sg x := {y | x = y}.
Definition Sg x := {y | set x -> x = y}.
Definition PairSet x y := union (Sg x) (Sg y).
Definition Pair x y := PairSet (Sg x) (PairSet x y).
Definition Prod X Y := {t |
exists x y, x ∈ X /\ y ∈ Y /\ t = Pair x y}.
Notation " $A \cap B$ " := (intersection A B) (at level 45).
Notation " $A \cup B$ " := (union A B) (at level 50).
Notation " $A \setminus B$ " := (diff A B) (at level 50).
Notation "(x , y)" := (Pair x y) (at level 0).
Notation " $A \times B$ " := (Prod A B) (at level 40).
Notation " $\bigcap M$ " := (Intersection M) (at level 0, M at level 30).
Notation " $\bigcup M$ " := (Union M) (at level 0, M at level 30).

Listing 11.7: Begrifflichkeiten im Bezug auf Relationen und Funktionen

Definition $\text{dom } R := \{x \mid \text{exists } y, (x, y) \in R\}.$

Definition $\text{rng } R := \{y \mid \text{exists } x, (x, y) \in R\}.$

Definition $\text{img } R A := \{y \mid \text{exists } x, x \in A \wedge (x, y) \in R\}.$

Definition $\text{inv_img } R B := \{x \mid \text{exists } y, y \in B \wedge (x, y) \in R\}.$

Definition $\text{app } f x := \bigcap \{y \mid (x, y) \in f\}.$

Definition $\text{relation } R :=$

$\text{forall } t, t \in R \rightarrow \text{exists } x y, t = (x, y).$

Definition $\text{function } f := \text{relation } f \wedge$

$\text{forall } x y y', (x, y) \in f \rightarrow (x, y') \in f \rightarrow y = y'.$

Definition $\text{choice_function } f :=$

$\text{function } f \wedge \text{forall } x, x \in \text{dom } f \rightarrow \text{app } f x \in x.$

Definition $\text{fn } f X Y := \text{function } f \wedge \text{dom } f = X \wedge \text{rng } f \subseteq Y.$

Definition $\text{inj } f X Y := \text{fn } f X Y \wedge \text{forall } x x',$

$x \in X \rightarrow x' \in X \rightarrow \text{app } f x = \text{app } f x' \rightarrow x = x'.$

Definition $\text{sur } f X Y := \text{fn } f X Y \wedge \text{rng } f = Y.$

Definition $\text{bij } f X Y := \text{inj } f X Y \wedge \text{sur } f X Y.$

Definition $\text{inv } f := \{t \mid \text{exists } x y,$

$t = (y, x) \wedge (x, y) \in f\}.$

Definition $\text{restr } f A := f \cap (A \times \text{UnivCl}).$

Definition $\text{composition } g f := \{t \mid \text{exists } x y z,$

$t = (x, z) \wedge (x, y) \in f \wedge (y, z) \in g\}.$

Listing 11.8: Axiome der Mengenlehre

```

Axiom lem: forall (A: Prop),
  A  $\wedge$   $\neg$ A.

Axiom ext: forall (A B: Class),
  (forall x, x  $\in$  A  $\leftrightarrow$  x  $\in$  B)  $\rightarrow$  A = B.

Axiom comp: forall (P: Class  $\rightarrow$  Prop),
  forall u, u  $\in$  {x | P x}  $\leftrightarrow$  set u  $\wedge$  P u.

Axiom pairing: forall {x y: Class},
  set x  $\rightarrow$  set y  $\rightarrow$  set (PairSet x y).

Axiom subset: forall {A B: Class},
  A  $\subseteq$  B  $\rightarrow$  set B  $\rightarrow$  set A.

Axiom power: forall {M: Class},
  set M  $\rightarrow$  set (Power M).

Axiom unions: forall {M: Class},
  set M  $\rightarrow$  set ( $\bigcup$  M).

Axiom regularity: forall (A: Class),
   $\neg$ (A =  $\emptyset$ )  $\rightarrow$  exists x, x  $\in$  A  $\wedge$  x  $\cap$  A =  $\emptyset$ .

Axiom infinity: exists (A: Class),
   $\emptyset \in$  A  $\wedge$  forall x, x  $\in$  A  $\rightarrow$  x  $\cup$  (Sg x)  $\in$  A.

Axiom substitution: forall (f: Class),
  function f  $\rightarrow$  set (dom f)  $\rightarrow$  set (rng f).

Axiom choice: exists (f: Class),
  choice_function f  $\wedge$  dom f = UnivCl  $\setminus$  (Sg  $\emptyset$ ).

```


A. Formelsammlung

A.1. Logik

Natürliches Schließen

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

Name	Kürzel	Regel	Schema	Logik
Ex falso quodlibet	EFQ	$\frac{\Gamma \vdash \perp}{\Gamma \vdash A}$	$\perp \Rightarrow A$	intuitionistisch
Satz vom ausgeschlossenen Dritten	LEM	$\frac{}{\vdash A \vee \neg A}$	$A \vee \neg A$	klassisch
Beseitigung der Doppelnegation	DNE	$\frac{\Gamma \vdash \neg \neg A}{\Gamma \vdash A}$	$\neg \neg A \Rightarrow A$	klassisch

Zulässige Regeln der klassischen Logik

Name	Regel	Schema
Modus ponens	$\frac{\Gamma \vdash A \Rightarrow B \quad \Gamma' \vdash A}{\Gamma, \Gamma' \vdash B}$	$(A \Rightarrow B) \wedge A \Rightarrow B$
Schnittregel	$\frac{\Gamma, A \vdash B \quad \Gamma' \vdash A}{\Gamma, \Gamma' \vdash B}$	$(A \Rightarrow B) \wedge A \Rightarrow B$
Kettenschluss	$\frac{\Gamma \vdash A \Rightarrow B \quad \Gamma' \vdash B \Rightarrow C}{\Gamma, \Gamma' \vdash A \Rightarrow C}$	$(A \Rightarrow B) \wedge (B \Rightarrow C) \Rightarrow (A \Rightarrow C)$
Modus tollens	$\frac{\Gamma \vdash A \Rightarrow B \quad \Gamma' \vdash \neg B}{\Gamma, \Gamma' \vdash \neg A}$	$(A \Rightarrow B) \wedge \neg B \Rightarrow \neg A$
Kontraposition	$\frac{\Gamma \vdash A \Rightarrow B}{\Gamma \vdash \neg B \Rightarrow \neg A}$	$(A \Rightarrow B) \Rightarrow (\neg B \Rightarrow \neg A)$
umgekehrte Kontraposition	$\frac{\Gamma \vdash \neg B \Rightarrow \neg A}{\Gamma \vdash A \Rightarrow B}$	$(\neg B \Rightarrow \neg A) \Rightarrow (A \Rightarrow B)$
Modus tollendo ponens	$\frac{\Gamma \vdash A \vee B \quad \Gamma' \vdash \neg A}{\Gamma, \Gamma' \vdash B}$	$(A \vee B) \wedge \neg A \Rightarrow B$
Modus ponendo tollens	$\frac{\Gamma \vdash \neg(A \wedge B) \quad \Gamma' \vdash A}{\Gamma, \Gamma' \vdash \neg B}$	$\neg(A \wedge B) \wedge A \Rightarrow \neg B$
Resolution	$\frac{\Gamma \vdash A \vee B \quad \Gamma' \vdash \neg A \vee C}{\Gamma, \Gamma' \vdash B \vee C}$	$(A \vee B) \wedge (\neg A \vee C) \Rightarrow B \vee C$
Exportation	$\frac{\Gamma \vdash A \wedge B \Rightarrow C}{\Gamma \vdash A \Rightarrow (B \Rightarrow C)}$	$(A \wedge B \Rightarrow C) \Rightarrow (A \Rightarrow (B \Rightarrow C))$
Umkehrung der Exportation	$\frac{\Gamma \vdash A \Rightarrow (B \Rightarrow C)}{\Gamma \vdash A \wedge B \Rightarrow C}$	$(A \Rightarrow (B \Rightarrow C)) \Rightarrow (A \wedge B \Rightarrow C)$
Absorption	$\frac{\Gamma \vdash A \Rightarrow B}{\Gamma \vdash A \Rightarrow A \wedge B}$	$(A \Rightarrow B) \Leftrightarrow (A \Rightarrow A \wedge B)$
Abschwächung	$\frac{\Gamma \vdash B}{\Gamma, A \vdash B}$	$B \Rightarrow (A \Rightarrow B)$
Ersetzungsregel	$\frac{\Gamma \vdash A \Leftrightarrow B \quad \Gamma' \vdash C(A)}{\Gamma, \Gamma' \vdash C(B)}$	$(A \Leftrightarrow B) \wedge C(A) \Rightarrow C(B)$
Reductio ad absurdum	$\frac{\Gamma, \neg A \vdash \neg B \quad \Gamma', \neg A \vdash B}{\Gamma, \Gamma' \vdash A}$	$(\neg A \Rightarrow B) \wedge (\neg A \Rightarrow \neg B) \Rightarrow A$

A.2. Mengenlehre

Mengenbildungen

$u \in \mathcal{U} := \Leftrightarrow \exists C: u \in C$	$u \in \{x \mid A(x)\} := \Leftrightarrow u \in \mathcal{U} \wedge A(u)$
$A \subseteq B := \Leftrightarrow \forall x \in A: x \in B$	$u \in \{x \in M \mid A(x)\} := \Leftrightarrow u \in M \wedge A(u)$
$\mathcal{P}(M) := \{A \mid A \subseteq M\}$	$u \in \{x_1, \dots, x_n\} := \Leftrightarrow u = x_1 \vee \dots \vee u = x_n$
$A \cap B := \{x \mid x \in A \wedge x \in B\}$	$\bigcap \mathcal{A} := \{x \mid \forall A \in \mathcal{A}: x \in A\}$
$A \cup B := \{x \mid x \in A \vee x \in B\}$	$\bigcup \mathcal{A} := \{x \mid \exists A \in \mathcal{A}: x \in A\}$
$A \setminus B := \{x \mid x \in A \wedge x \notin B\}$	$\bigcap_{i \in I} A_i := \{x \mid \forall i \in I: x \in A_i\}$
$A \Delta B := (A \setminus B) \cup (B \setminus A)$	$\bigcup_{i \in I} A_i := \{x \mid \exists i \in I: x \in A_i\}$
$A \sqcup B := (\{1\} \times A) \cup (\{2\} \times B)$	$A \times B := \{t \mid \exists x \in A: \exists y \in B: t = (x, y)\}$
$\bigsqcup_{i \in I} A_i := \bigcup_{i \in I} (\{i\} \times A_i)$	$\prod_{i \in I} A_i := \{f: I \rightarrow \bigcup_i A_i \mid \forall i: f(i) \in A_i\}$

Boolesche Algebra

Schnitt	Vereinigung	Bezeichnung
$A \cap \emptyset = \emptyset$	$A \cup G = G$	Extremalgesetze
$A \cap A^c = \emptyset$	$A \cup A^c = G$	Komplementärgesetze
$A \cap A = A$	$A \cup A = A$	Idempotenzgesetze
$A \cap G = A$	$A \cup \emptyset = A$	Neutralitätsgesetze
$A \cap B = B \cap A$	$A \cup B = B \cup A$	Kommutativgesetze
$A \cap (B \cap C) = (A \cap B) \cap C$	$A \cup (B \cup C) = (A \cup B) \cup C$	Assoziativgesetze
$(A \cap B)^c = A^c \cup B^c$	$(A \cup B)^c = A^c \cap B^c$	De Morgansche Gesetze
$A \cap (A \cup B) = A$	$A \cup (A \cap B) = A$	Absorptionsgesetze

Hierbei soll $A, B, C \subseteq G$ und $A^c := G \setminus A$ sein, G die Grundmenge.

Distributivgesetze

$C \cup (A \cap B) = (C \cup A) \cap (C \cup B)$	$(A \cap B) \setminus C = (A \setminus C) \cap (B \setminus C)$
$C \cap (A \cup B) = (C \cap A) \cup (C \cap B)$	$(A \cup B) \setminus C = (A \setminus C) \cup (B \setminus C)$
$C \times (A \cap B) = (C \times A) \cap (C \times B)$	$(A \cap B) \times C = (A \times C) \cap (B \times C)$
$C \times (A \cup B) = (C \times A) \cup (C \times B)$	$(A \cup B) \times C = (A \times C) \cup (B \times C)$
$C \times (A \setminus B) = (C \times A) \setminus (C \times B)$	$(A \setminus B) \times C = (A \times C) \setminus (B \times C)$

Literaturverzeichnis

- [1] Gerhard Gentzen: *Untersuchungen über das logische Schließen*. In: *Mathematische Zeitschrift*. Band 39, 1935, S. 176–210, S. 405–431.
- [2] Gerhard Gentzen: *Die Widerspruchsfreiheit der reinen Zahlentheorie*. In: *Mathematische Annalen*. Band 112, 1936, S. 493–565.
- [3] Gerhard Gentzen: *Die gegenwärtige Lage in der mathematischen Grundlagenforschung. Neue Fassung des Widerspruchsfreiheitsbeweises für die reine Zahlentheorie*. In: *Forschungen zur Logik und zur Grundlegung der exakten Wissenschaften*. Heft 4, S. Hirzel, Leipzig 1938.
- [4] Eckart Menzler-Trott: *Gentzens Problem. Mathematische Logik im nationalsozialistischen Deutschland*. Birkhäuser, Basel 2001.
- [5] Ingebrigt Johansson: *Der Minimalkalkül, ein reduzierter intuitionistischer Formalismus*. In: *Compositio Mathematica*. Band 4, 1937, S. 119–136.
- [6] Hannes Diener, Maarten McKubre-Jordens: *Classifying Material Implications over Minimal Logic*. In: *Archive for Mathematical Logic*. Band 59, 2020, S. 905–924. doi:10.1007/s00153-020-00722-x.
- [7] Jan von Plato: *Elements of Logical Reasoning*. Cambridge University Press, Cambridge 2013.
- [8] Jan von Plato: *Gentzen's Logic*. In: *Handbook of The History of Logic*. Band 5, North-Holland, 2009.
- [9] Francis Jeffry Pelletier, Allen P. Hazen: *A History of Natural Deduction*. In: *Handbook of The History of Logic*. Band 11, North-Holland, 2012.
- [10] Francis Jeffry Pelletier, Allen Hazen: *Natural Deduction Systems in Logic*. In: *The Stanford Encyclopedia of Philosophy*.
- [11] Andrzej Indrzejczak: *Natural Deduction*. In: *The Internet Encyclopedia of Philosophy*.

- [12] Samuel Mimram: *Program = Proof*. Laboratoire d'Informatique de l'Ecole polytechnique, Palaiseau 2020.
- [13] Dirk W. Hoffmann: *Grenzen der Mathematik*. Springer, Berlin 2011.
- [14] Heinz-Dieter Ebbinghaus, Jörg Flum, Wolfgang Thomas: *Einführung in die mathematische Logik*. Springer Spektrum, 1978, 6. Auflage 2018.
[doi:10.1007/978-3-662-58029-5](https://doi.org/10.1007/978-3-662-58029-5).
- [15] Open Logic Project: *The Open Logic Text*. Complete Build, Oktober 2022.
- [16] Jeremy Avigad: *Mathematical Logic and Computation*. Cambridge University Press, 2023.
- [17] Jeremy Avigad: *Foundations*. September 2021. [arxiv:2009.09541v4](https://arxiv.org/abs/2009.09541v4).
- [18] Heinrich Wansing (Hrsg.): *Dag Prawitz on Proofs and Meaning*. In: *Outstanding Contributions to Logic*. Springer, 2015. [doi:10.1007/978-3-319-11041-7](https://doi.org/10.1007/978-3-319-11041-7).
- [19] Alfred Tarski: *Einführung in die mathematische Logik*. Springer, Wien 1937.
[doi:10.1007/978-3-7091-5928-6](https://doi.org/10.1007/978-3-7091-5928-6).
- [20] Herbert B. Enderton: *A Mathematical Introduction to Logic*. Academic Press, New York 1972, 2. Auflage 2001.
- [21] Patrick Blackburn, Johan van Benthem: *Modal Logic: A Semantic Perspective*. In: *Studies in Logic and Practical Reasoning*. Band 3, 2007, S. 1–84.
- [22] Saul A. Kripke: *Semantical Analysis of Intuitionistic Logic I*. In: Michael Dummett, J. N. Crossley: *Formal Systems and Recursive Functions*. North Holland, Amsterdam 1963, S. 92–130.
- [23] Arnold Oberschelp: *Logik für Philosophen*. Metzler, Stuttgart 1997.
- [24] Arnold Oberschelp: *Untersuchungen zur mehrsortigen Quantorenlogik*. In: *Mathematische Annalen*. Band 145, 1962, S. 297–333.
- [25] George Boole: *An Investigation of the Laws of Thought on Which are Founded the Mathematical Theories of Logic and Probabilities*. Walton and Maberly, London 1854. gutenberg.org/ebooks/15114.
- [26] Matthias Wille: *Gottlob Frege: Begriffsschrift, eine der arithmetischen nachgebildete Formelsprache des reinen Denkens*. Springer Spektrum, Berlin 2018.
[doi:10.1007/978-3-662-45011-6](https://doi.org/10.1007/978-3-662-45011-6).

- [27] Christian Tapp: *An den Grenzen des Endlichen: Das Hilbertprogramm im Kontext von Formalismus und Finitismus*. Springer Spektrum, Berlin 2013.
doi:10.1007/978-3-642-29654-3.
- [28] Sergei N. Artemov: *Explicit Provability and Constructive Semantics*. In: *The Bulletin of Symbolic Logic*. Band 7, Nr. 1, 2001, S. 1–36.
- [29] Benjamin C. Pierce: *Basic Category Theory for Computer Scientists*. The MIT Press, Cambridge (Massachusetts) 1991.
- [30] Joachim Lambek, Philip J. Scott: *Introduction to higher order categorical logic*. Cambridge University Press, 1986.
- [31] Paul Taylor: *Practical Foundations of Mathematics*. Cambridge University Press, 1999.
- [32] Amirhossein Akbar Tabatabai: *An Introduction to Categorical Proof Theory*. August 2024. arxiv:2408.09488.
- [33] Thierry Coquand: *Type Theory*. In: *The Stanford Encyclopedia of Philosophy*.
- [34] *Homotopy Type Theory. Univalent Foundations of Mathematics*. The Univalent Foundations Program, 2013.
- [35] Christine Paulin-Mohring: *Introduction to the Calculus of Inductive Constructions*. In: Bruno Woltzenlogel Paleo, David Delahaye: *All about Proofs, Proofs for All*. In: *Studies in Logic*. Band 55, 2015.
- [36] Jonathan P. Seldin: *Coquand’s Calculus of Constructions: A Mathematical Foundation for a Proof Development System*. In: *Formal Aspects of Computing*. Band 4, 1992, S. 425–441. doi:10.1007/BF01211392.
- [37] Morten Heine Sørensen, Pawel Urzyczyn: *Lectures on the Curry-Howard Isomorphism*. In: *Studies in Logic and the Foundations of Mathematics*. Band 149. Elsevier, Amsterdam 2006.
- [38] Oliver Deiser: *Grundbegriffe der Mathematik. Sprache, Zahlen und erste Erkundungen*. März 2021, letzte Version Oktober 2022.
- [39] Georg Cantor: *Beiträge zur Begründung der transfiniten Mengenlehre*. In: *Mathematische Annalen*. Band 46, 1895, S. 481.
- [40] Abraham Adolf Fraenkel: *Einleitung in die Mengenlehre*. Springer, Berlin 1919, 3. Auflage 1928.

- [41] Oliver Deiser: *Einführung in die Mengenlehre*. Springer, 2002, 3. Auflage 2010.
- [42] Heinz-Dieter Ebbinghaus: *Einführung in die Mengenlehre*. Springer Spektrum, 5. Auflage 2021.
- [43] Herbert B. Enderton: *Elements of Set Theory*. Academic Press, New York 1977.
- [44] Michael A. Shulman: *Set theory for category theory*. Oktober 2008. [arxiv:0810.1279](https://arxiv.org/abs/0810.1279).
- [45] Thomas Jech: *Set Theory: The Third Millennium Edition, revised and expanded*. Springer, 2002. [doi:10.1007/3-540-44761-X](https://doi.org/10.1007/3-540-44761-X).
- [46] John L. Kelly: *General Topology*. Van Nostrand, New York 1955. Springer, New York 1975.
- [47] Tianyu Sun, Wensheng Yu: *A Formal System of Axiomatic Set Theory in Coq*. In: *IEEE Access*. Band 8, 2020, S. 21510–21523. [doi:10.1109/ACCESS.2020.2969486](https://doi.org/10.1109/ACCESS.2020.2969486).
- [48] Ben Siraphob: *A non-trivial trivial theorem: doing classical mathematics in Coq*. Blogpost, 27. Juni 2021.
- [49] Stefan Müller-Stach: *Richard Dedekind: Was sind und was sollen die Zahlen? Stetigkeit und Irrationale Zahlen*. Springer, 2017.
- [50] Paul Lorenzen: *Die Definition durch vollständige Induktion*. In: *Monatshefte für Mathematik und Physik*. Band 47, 1939, S. 356–358.
- [51] Paul R. Halmos: *Naive Set Theory*. Springer, 1974.
- [52] Klaus Mainzer: *Natürliche, ganze und rationale Zahlen*. In: Heinz-Dieter Ebbinghaus u. a.: *Zahlen*. Springer, 1983, 3. Auflage 1992.
- [53] Christoph Lamm: *Karl Grandjot und der Dedekindsche Rekursionssatz*. In: *Mitteilungen der DMV*. Band 24, 2016, S. 37–45.
- [54] Tobias Glosauer: *Elementar(st)e Gruppentheorie*. Springer, 2016.
- [55] Richard P. Stanley: *Enumerative Combinatorics*. Band 1. Cambridge University Press, 2012.
- [56] Norbert Henze: *Stochastik für Einsteiger*. Springer, 1997, 12. Auflage 2018.
- [57] Glynn Winskel: *The Formal Semantics of Programming Languages*. The MIT Press, Cambridge (Massachusetts) 1993.

- [58] David Harel, Dexter Kozen, Jerzy Tiuryn: *Dynamic Logic*. The MIT Press, Cambridge (Massachusetts) 2000.
- [59] Benjamin C. Pierce, Arthur Azevedo de Amorim u. a.: *Software Foundations Volume 1: Logical Foundations*.
- [60] Benjamin C. Pierce, Arthur Azevedo de Amorim u. a.: *Software Foundations Volume 2: Programming Language Foundations*.
- [61] Alexander George, Daniel J. Velleman: *Zur Philosophie der Mathematik*. Springer Spektrum, 2018. doi:10.1007/978-3-662-56237-6.
- [62] Sven Ove Hansson (Ed.), Vincent F. Hendricks (Ed.): *Introduction to Formal Philosophy*. Springer, 2018. doi:10.1007/978-3-319-77434-3.

Index

- Abbildung, 107
- abhängige Funktion, 116
- Abschwächungsregel, 16
- Abstraktion, 265
- Abtrennungsregel, 15
- Äquivalenz, 21
- Äquivalenzrelation, 119
- Äquivalenzumformung, 113
- Allquantor, 21
- anonyme Funktion, 265
- Antezedenz, 15
- Aussageform, 21
- Aussonderung, 94
- Auswahlaxiom, 117
- Axiom, 17
- Axiome von Kolmogorow, 214
- Axiomenschema, 18
- bedingte Wahrscheinlichkeit, 221
- Beseitigungsregel, 19
- Beweisbaum, 27
- bijektiv, 115
- Bildmenge, 108
- Bivalenzprinzip, 57
- boolesche Algebra, 61, 98
- Ceilkfunktion, 208
- definite Kennzeichnung, 117
- denotationelle Semantik, 232
- Descending Chain Condition, 130, 154
- Differenzmenge, 97
- disjunkte Vereinigung, 102
- Disjunktion, 20, 265
- disjunktive Normalform, 63
- Diskursuniversum, 21
- Doppelnegation, 52
- Einführungsregel, 19
- Einschränkung, 111
- Element, 89
- Ereignis, 211
- Ersetzungsregel, 50
- Existenzquantor, 21
- Extensionalität, 90
- Faktormenge, 121
- Familie, 101
- Fitch-Style, 28
- Fixpunktsatz
 - von Knaster und Tarski, 149
 - von Lawvere, 139, 159
- Floorfunktion, 208
- Formel, 18
- Frege, Gottlob, 93
- freie Variable, 21
- Funktion, 107
- geordnetes Paar, 102
- Girard, Jean-Yves, 262
- girardsches Paradoxon, 262
- gleichartig, 119

gleichmächtig, 134
 Gleichungssystem, 114
 Grothendieck-Universum, 159
 Grundsequenz, 18

 Halbordnung, 127
 Halteproblem, 114
 Hierarchie, kumulative, 158
 hilbertsches Hotel, 134
 Hoare-Tripel, 234

 identische Abbildung, 111
 Index, 102
 Indexmenge, 101
 Indikatorfunktion, 136, 211
 Induktion, 39, 145

- Epsilon-, 158
- starke, 41
- transfinite, 157
- wohlfundierte, 155

 Induktionsanfang, 39
 Induktionsschritt, 39
 Induktionsvoraussetzung, 39
 Infimum, 129
 injektiv, 113
 Inklusion, 92
 Interpretation, 57

 Junktor, 18

 kartesisches Produkt, 103, 116
 Kennzeichnung, definite, 117
 Klasse, 94, 283
 Klassenkomprehension, 95
 Kolmogorow, Axiome von, 214
 Komplementärmenge, 98
 Komposition, 111
 Komprehension, 293
 Kongruenz, 203
 Kongruenzrelation, 124

Konjunktion, 19, 264, 265
 Konklusion, 14
 Kontext, 15
 Kontradiktion, 20
 Kontraposition, 29
 kumulative Hierarchie, 158

 λ -Abstraktion, 265
 Laplace-Experiment, 218
 leere Menge, 89
 leere Wahrheit, 91
 Lindenbaum-Tarski-Algebra, 65
 Linksinverse, 114
 Lügner-Paradoxon, 93

 Martin-Löf, Per, 262
 maximales Element, 129
 Maximum, 129
 Menge, 89
 Mengensystem, 101
 minimales Element, 129
 Minimum, 129
 Modus ponens, 14, 15
 Modus tollens, 29
 monotone Abbildung, 132
 Morse-Kelly-Mengenlehre, 96, 282

 Nachbedingung, 234
 natürliche Zahlen, 144
 Negation, 20
 Nezessisierungsregel, 46
 Niveaumenge, 110

 Ordnungsrelation, 127

 Paar, 102
 Partialordnung, 127
 partiell korrekt, 234
 Pfadregel, erste, 222
 Potenzmenge, 97, 137

- Prämisse, 14
- Principia Mathematica, 93
- Produktmenge, 103, 116
- Quantor, 21
- Quotientenabbildung, 121
- Quotientenmenge, 121
- rechtsassoziativ, 25
- Rekursionssatz
 - transfinit, 158
 - von Dedekind, 146
- relative Häufigkeit, 213
- Repräsentantensystem, 121
- Restklasse, 205
- Restklassenring, 206
- Restriktion, 111
- Russell, Bertrand, 93
- russellsche Antinomie, 93, 140, 262
- Satz vom ausgeschlossenen Dritten, 117
- Schlussregel, 15
- Schnittmenge, 97, 101
- Semantik, 57
- Sequenz, 15
- starke Induktion, 41
- Subjunktion, 265
- Supremum, 129
- surjektiv, 115
- Tableaukalkül, 33
- Tautologie, 58
- Teilmenge, 91
- Theorem, 16
- Theoremschema, 18
- total korrekt, 234
- Trichotomie, 128
- Tupel, 103
- Turingmaschine, 114
- Typentheorie, 93, 261
- Typuniversum, 262
- Umgebung, 15
- unitärer Ring, 167
- Universalquantor, 21
- Universum, 158
 - Diskursuniversum, 21
 - von Typen, 262
- Unterziele, 273
- Urbild, 109
- Urteil, 15, 261
- vacuous truth, 91
- Vereinigungsmenge, 97, 100
- Verkettung, 111
- Verteilung, 219
- vollständige Induktion, 39
- Vorbedingung, 234
- Wahrheitsfunktion, 63
- Wahrheitstafel, 59
- Wahrheitswert, 57
- Wahrscheinlichkeit, 214
- Widerspruch, 20, 52
- wohldefiniert, 123
- wohlfundierte Induktion, 155
- wohlfundierte Relation, 153
- Wohlordnungsprinzip, 41
- Ziel, 273
- Zufallsgröße, 218
- zulässige Schlussregel, 16