



Theoretical Computer Science I: Logic

— Winter 2018 —

DHBW Mannheim

Prof. Dr. Karl Stroetmann

17. Oktober 2018

These lecture notes, the corresponding \LaTeX sources and the programs discussed in these lecture notes are available at

<https://github.com/karlstroetmann/Logik>.

The **lecture notes** can be found in the dictionary **Lecture-Notes-Python** in the file **logic.pdf**. As I am currently switching from using the programming language **SETLX** to using **Python** instead, these lecture notes are being constantly revised. At the moment, the lecture notes still contain SETLX programs. My goal is to replace these programs with equivalent *Python* programs. In order to automatically update the lecture notes, you can install the program **git**. Then, using the command line, you can clone my repository using the command

```
git clone https://github.com/karlstroetmann/Logik.git.
```

Once the repository has been cloned, it can be updated using the command

```
git pull.
```

Inhaltsverzeichnis

1	Introduction	2
1.1	Motivation	2
1.2	Overview	3
2	Naive Set Theory	4
2.1	Defining Sets by Listing their Elements	5
2.2	Predefined Infinite Sets of Numbers	6
2.3	The Axiom of Specification	6
2.4	Power Sets	7
2.5	The Union of Sets	7
2.6	The Intersection of Sets	8
2.7	The Difference of Sets	8
2.8	Image Sets	8
2.9	Cartesian Products	9
2.10	Equality of Sets	9
2.11	Chapter Review	10
3	The Programming Language <i>Python</i>	11
3.1	Starting the Interpreter	11
3.2	An Introduction to <i>Python</i>	12
3.2.1	Evaluating expressions	12
3.2.2	Sets in <i>Python</i>	15
3.2.3	Defining Sets via Selection and Images	17
3.2.4	Computing the Power Set	18
3.2.5	Pairs and Cartesian Products	20
3.2.6	Tuples	20
3.2.7	Lists	21
3.2.8	Boolean Operators	22
3.2.9	Control Structures	24
3.2.10	Numerical Functions	26
3.2.11	Selection Sort	28
3.3	Loading a Program	28
3.4	Strings	28
3.5	Computing with Unlimited Precision	29

3.6	Other References	30
3.7	Reflection	31
4	Applications and Case Studies	32
4.1	Solving Equations via Fixed-Point Algorithms	32
4.2	Case Study: Computation of Poker Probabilities	34
4.3	Finding a Path in a Graph	36
4.3.1	Computing the Transitive Closure of a Relation	37
4.3.2	Computing the Paths	40
4.3.3	The Wolf, the Goat, and the Cabbage	43
4.4	Symbolic Differentiation	47
5	Grenzen der Berechenbarkeit	51
5.1	Das Halte-Problem	51
5.1.1	Informale Betrachtungen zum Halte-Problem	51
5.1.2	Formale Analyse des Halte-Problems	52
5.2	Unlösbarkeit des Äquivalenz-Problems	56
5.3	Reflexion	57
6	Aussagenlogik	58
6.1	Überblick	58
6.2	Anwendungen der Aussagenlogik	61
6.3	Formale Definition der aussagenlogischen Formeln	61
6.3.1	Syntax der aussagenlogischen Formeln	62
6.3.2	Semantik der aussagenlogischen Formeln	63
6.3.3	Extensionale und intensionale Interpretationen der Aussagenlogik	66
6.3.4	Implementierung in SETLX	66
6.3.5	Eine Anwendung	68
6.4	Tautologien	71
6.4.1	Testen der Allgemeingültigkeit in SETLX	72
6.4.2	Nachweis der Allgemeingültigkeit durch Äquivalenz-Umformungen	74
6.4.3	Berechnung der konjunktiven Normalform in SETLX	78
6.5	Der Herleitungs-Begriff	82
6.5.1	Eigenschaften des Herleitungs-Begriffs	85
6.5.2	Beweis der Widerlegungs-Vollständigkeit	86
6.6	Das Verfahren von Davis und Putnam	93
6.6.1	Vereinfachung mit der Schnitt-Regel	94
6.6.2	Vereinfachung durch Subsumption	94
6.6.3	Vereinfachung durch Fallunterscheidung	95
6.6.4	Der Algorithmus	95
6.6.5	Ein Beispiel	96
6.6.6	Implementierung des Algorithmus von Davis und Putnam	97
6.7	Das 8-Damen-Problem	100
6.8	Reflexion	106

Kapitel 1

Introduction

In this short chapter, I would like to motivate why it is that you have to learn logic when you study computer science. After that, I will give a short overview of the lecture.

1.1 Motivation

Modern software systems are among the most complex systems developed by mankind. You can get a sense of the complexity of these systems if you look at the amount of work that is necessary to build and maintain complex software systems. For example, in the telecommunication industry it is quite common that software projects require more than a thousand collaborating developers to develop a new system. Obviously, the failure of a project of this size is very costly. The page

Staggering Impact of IT Systems Gone Wrong

presents a number of examples showing big software projects that have failed and have subsequently caused huge financial losses. These examples show that the development of complex software systems requires a high level of precision and diligence. Hence, the development of software needs a solid scientific foundation. Both [mathematical logic](#) and [set theory](#) are important parts of this foundation. Furthermore, both set theory and logic have immediate applications in computer science.

1. Logic can be used to specify the [interfaces](#) of complex systems.
2. The correctness of digital circuits can be verified using [automatic theorem provers](#) that are based on propositional logic.
3. Set theory and the theory of relations is one of the foundations of [relational databases](#).

It is easy to extend this enumeration. However, besides their immediate applications, there is another reason you have to study both logic and set theory: Without the proper use of [abstractions](#), complex software systems cannot be managed. After all, nobody is able to keep millions of lines of program code in her head. The only way to construct and manage a software system of this size is to introduce the right abstractions and to develop the system in layers. Hence, the ability to work with abstract concepts is one of the main virtues of a modern computer scientist. Exposing students to logic and set theory trains their abilities to work with abstract concepts.

From my past teaching experience I know that many students think that a good programmer already is a good computer scientist. However, a good programmer need not be a scientist, while a [computer scientist](#), by its very name, is a [scientist](#). There is no denying that [mathematics](#) in general and [logic](#) in particular is an important part of science, so you should master it. Furthermore, this part of your education is much more permanent than the knowledge of a particular programming language. Nobody knows which programming language will be *en vogue* in 10 years from now. In three years, when you start your professional career, quite

a lot of you will have to learn a new programming language. What will count then will be much more your ability to quickly grasp new concepts rather than your skills in a particular programming language.

1.2 Overview

The first lecture in theoretical computer science creates the foundation that is needed for future lectures. This lecture deals mostly with mathematical logic and is structured as follows.

1. We begin our lecture with a short introduction of set theory. A basic understanding of set theory is necessary for us to formally define the semantics of both propositional logic and first order logic.
2. We proceed to introduce the programming language *Python*.

As the concepts introduced in this lecture are quite abstract, it is beneficial to clarify the main ideas presented in this lectures via programs. The programming language *Python* supports both sets and their operations and is therefore suitable to implement most of the abstract ideas presented in this lecture. According to the [IEEE](#) (Institute of Electrical and Electronics Engineers), *Python* is now the **most popular programming language**. Furthermore, *Python is now the most popular introductory teaching language at top U.S. universities*. For these reasons I have decided to base these lectures on *Python*.

3. Next, we investigate the limits of computability.

For certain problems there is no algorithm that can solve the problem algorithmically. For example, the question whether a given program will terminate for a given input is not **decidable**. This is known as the **halting problem**. We will prove the **undecidability** of the halting problem in the third chapter.

4. The fourth chapter discusses **propositional logic**.

In logic, we distinguish between **propositional logic**, **first order logic**, and **higher order logic**. Propositional logic is only concerned with the **logical connectives**

\neg , \wedge , \vee , \rightarrow und \leftrightarrow ,

while first-order logic also investigates the **quantifiers**

\forall und \exists ,

where these quantifiers range over the objects of the **domain of discourse**. Finally, in **higher order logic** the quantifiers also range over functions and predicates.

As propositional logic is easier to grasp than first-order logic, we start our investigation of logic with propositional logic. Furthermore, propositional logic has the advantage of being **decidable**: We will present an algorithm that can check whether a propositional formula is universally valid. In contrast to propositional logic, first-order logic is not decidable.

Next, we discuss applications of propositional logic: We will show how the **8 queens problem** can be reduced to the question, whether a formula from propositional logic is satisfiable. We present the algorithm of **Davis and Putnam** that can decide the satisfiability of a propositional formula. This algorithm is therefore able to solve the 8 queens problem.

5. Finally, we discuss **first-order logic**.

The most important concept of the last chapter will be the notion of a **formal proof** in first order logic. To this end, we introduce a **formal proof system** that is **complete** for first order logic. **Completeness** means that we will develop an algorithm that can **prove** the correctness of every first-order formula that is universally valid. This algorithm is the foundation of **automated theorem proving**.

As an application of theorem proving we discuss the systems **Prover9** and **Mace4**. **Prover9** is an automated theorem prover, while **Mace4** can be used to refute a mathematical conjecture.

Kapitel 2

Naive Set Theory

The concept of **set theory** has arisen towards the end of the 19th century from an effort to put mathematics on a solid foundation. The creation of a solid foundation was considered necessary as the concept of infinity increasingly worried mathematicians.

The essential parts of set theory have been defined by **Georg Cantor** (1845 – 1918). The first definition of the concept of a set was approximately as follows [Can95]:

A “set” is a **well-defined** collection M of certain objects x of our perception or our thinking.

Here, the attribute “**well-defined**” expresses the fact that for a given quantity M and an object x we have to be able to decide whether the object x belongs to the set M . If x belongs to M , then x is called an **element** of the set M and we write this as

$$x \in M.$$

The symbol “ \in ” is therefore used in set theory as a binary predicate symbol. We use infix notation when using this symbol, that is we write $x \in M$ instead of $\in(x, M)$. Slightly abbreviated we can define the notion of a set as follows:

*A set is a **well-defined** collection of elements.*

To mathematically understand the concept of a **well-defined collection of elements**, Cantor introduced the so-called **axiom of comprehension**. We can formalize this axiom as follows: If $p(x)$ a **property** that an object x can have, we can define the set M of all objects that have this property. Therefore, the set M can be defined as

$$M := \{x \mid p(x)\}$$

and we read this definition as “ M is the set of all x such that $p(x)$ holds”. Here, a property $p(x)$ is just a formula in which the variable x happens to appear. We illustrate the axiom of comprehension by an example: If \mathbb{N} is the set of natural numbers, then we can define the set of all even numbers via the property

$$p(x) := (\exists y \in \mathbb{N} : x = 2 \cdot y).$$

Using this property, the set of even numbers can be defined as

$$\{x \mid \exists y \in \mathbb{N} : x = 2 \cdot y\}.$$

Unfortunately, the unrestricted use of the axiom of comprehension leads to serious problems. To give an example, let us consider the property of a set to not contain itself. Therefore, we define

$$p(x) := \neg(x \in x)$$

and further define the set R as follows:

$$R := \{x \mid \neg(x \in x)\}.$$

Intuitively, we might expect that no set can contain itself. However, things turn out to be more complicated. Let us try to check whether the set R contains itself. We have

$$\begin{aligned} R &\in R \\ \Leftrightarrow R &\in \{x \mid \neg(x \in x)\} \\ \Leftrightarrow \neg(R &\in R). \end{aligned}$$

So we have shown that

$$R \in R \Leftrightarrow \neg(R \in R)$$

holds. Obviously, this is a contradiction. As a way out, we can only conclude that the expression

$$\{x \mid \neg(x \in x)\}$$

does not define a set. This shows that the axiom of comprehension is too general: Not every expression of the form

$$M := \{x \mid p(x)\}$$

defines a set. The expression

$$\{x \mid \neg(x \in x)\}$$

has been found by the British logician and philosopher **Bertrand Russell** (1872 – 1970). It is known as **Russell's Antinomy**.

In order to avoid paradoxes such as Russell's antinomy, it is necessary to be more careful when sets are constructed. In the following, we will present methods to construct sets that are weaker than the axiom of comprehension, but, nevertheless, these methods will be sufficient for our purposes. We will use the notation underlying the comprehension axiom and write set definitions in the form

$$M = \{x \mid p(x)\}.$$

However, we won't be allowed to use arbitrary formulas $p(x)$ here. Instead, the formulas we are going to use for $p(x)$ have to satisfy some restrictions. These restrictions will prevent the construction of self-contradictory sets.

2.1 Defining Sets by Listing their Elements

The simplest way to define a set is to list of all of its elements. These elements are enclosed in the curly braces “{” and “}” and are separated by commas. For example, when we define

$$M := \{1, 2, 3\},$$

then the set M contains the elements 1, 2 and 3. Using the notation of the axiom of comprehension we could write this set as

$$M = \{x \mid x = 1 \vee x = 2 \vee x = 3\}.$$

Another example of a set that can be created by explicitly enumerating its elements is the set of all lower case Latin letters. This set is given as define:

$$\{a, b, c, d, e, f, g, h, i, j, k, l, m, n, o, p, q, r, s, t, u, v, w, x, y, z\}.$$

Occasionally, we will use **dot notation** to define a set. Using dot notation, the set of all lower case elements is written as

$$\{a, b, c, \dots, x, y, z\}.$$

Of course, if we use dot notation the interpretation of the dots “ \dots ” must always be obvious from the context of the definition.

As a last example, we consider the **empty set** \emptyset , which is defined as

$$\emptyset := \{\}.$$

Therefore, the empty set does not contain any element at all. This set plays an important role in set theory. This role is similar to the role played by the number 0 in algebra.

If a set is defined by listing all of its elements, the order in which the elements are listed is not important. For example, we have

$$\{1, 2, 3\} = \{3, 1, 2\},$$

since both sets contain the same elements.

2.2 Predefined Infinite Sets of Numbers

All sets that are defined by explicitly listing their elements can only have finitely many elements. In mathematics there are a number of sets that have an **infinite** number of elements. One example is the **set of natural numbers**, which is usually denoted by the symbol \mathbb{N} . Unlike some other authors, I regard the number zero as a natural number. This is consistent with the **ISO-standard 31-11**.¹ Given the concepts discussed so far, the quantity \mathbb{N} cannot be defined. We must therefore demand the existence of this set as an **axiom**. More precisely, we postulate that there is a set \mathbb{N} which has the following three properties:

1. $0 \in \mathbb{N}$.
2. If we have a number n such that $n \in \mathbb{N}$, then we also have $n + 1 \in \mathbb{N}$.
3. The set \mathbb{N} is the smallest set satisfying the first two conditions.

We write

$$\mathbb{N} := \{0, 1, 2, 3, \dots\}.$$

Along with the set \mathbb{N} of natural numbers we will use the following sets of numbers:

1. \mathbb{N}^* is the set of **positive natural numbers**, so we have

$$\mathbb{N}^* := \{n \mid n \in \mathbb{N} \wedge n > 0\}.$$

2. \mathbb{Z} is the set of **integers**, we have

$$\mathbb{Z} = \{0, 1, -1, 2, -2, 3, -3, \dots\}$$

3. \mathbb{Q} is the set of **rational numbers**, we have

$$\left\{ \frac{p}{q} \mid p \in \mathbb{Z} \wedge q \in \mathbb{N}^* \right\}.$$

4. \mathbb{R} is the set of **real numbers**.

A clean mathematical definition of the notion of a **real number** requires a lot of effort and is out of the scope of this lecture. If you are interested, a detailed description of the construction of real numbers is given in my lecture notes on **Analysis**.

2.3 The Axiom of Specification

The **axiom of specification**, also known as the **axiom of restricted comprehension**, is a weakening of the comprehension axiom. The idea behind the axiom of specification is to use a property p to select from an existing set M a subset N of those elements that have the property $p(x)$:

¹ The ISO standard 31-11 has been replaced by the **ISO-standard 80000-2**, but the definition of the set \mathbb{N} has not changed. In the text, I did not cite ISO 80000-2 because the content of this standard is not freely available, at least not legally.

$$N := \{x \in M \mid p(x)\}$$

In the notation of the axiom of comprehension this set is written as

$$N := \{x \mid x \in M \wedge p(x)\}.$$

This is a **restricted** form of the axiom of comprehension, because the condition “ $p(x)$ ” that was used in the axiom of comprehension is now strengthened to the condition “ $x \in M \wedge p(x)$ ”.

Example: Using the axiom of restricted comprehension, the set of even numbers can be defined as

$$\{x \in \mathbb{N} \mid \exists y \in \mathbb{N} : x = 2 \cdot y\}.$$

2.4 Power Sets

In order to introduce the notion of a **power set** we first have to define the notion of a **subset**. If M and N are sets, then M is a **subset** of N if and only if each element of the set M is also an element of the set N . In that case, we write $M \subseteq N$. Formally, we define

$$M \subseteq N \stackrel{\text{def}}{\iff} \forall x : (x \in M \rightarrow x \in N).$$

Example: We have

$$\{1, 3, 5\} \subseteq \{1, 2, 3, 4, 5\}.$$

Furthermore, for any set M we have that

$$\emptyset \subseteq M. \quad \diamond$$

The **power set** of a set M is now defined as the set of all subsets of M . We write 2^M for the power set of M . Therefore we have

$$2^M := \{x \mid x \subseteq M\}.$$

Example: Let us compute the power set of the set $\{1, 2, 3\}$. We have

$$2^{\{1,2,3\}} = \{\{\}, \{1\}, \{2\}, \{3\}, \{1,2\}, \{1,3\}, \{2,3\}, \{1,2,3\}\}.$$

This set has $8 = 2^3$ elements. \diamond

In general, if the set M has m different elements, then it can be shown that the power set 2^M has 2^m different elements. More formally, let us designate the number of elements of a finite set M as $\text{card}(M)$. Then we have

$$\text{card}(2^M) = 2^{\text{card}(M)}.$$

This explains the notation 2^M to denote the power set of M .

2.5 The Union of Sets

If two sets M and N are given, the union of M and N is the set of all elements that are either in the set M or in the set N or in both M and in N . This set is written as $M \cup N$. Formally, this set is defined as

$$M \cup N := \{x \mid x \in M \vee x \in N\}.$$

Example: If $M = \{1, 2, 3\}$ and $N = \{2, 5\}$, we have

$$\{1, 2, 3\} \cup \{2, 5\} = \{1, 2, 3, 5\}. \quad \diamond$$

The concept of the union of two sets can be generalized. Consider a set X such that the elements of X are sets themselves. For example, the **power set** of a set M is a set whose elements are sets themselves. We can form the union of all the sets that are elements of the set X . We write this set as $\bigcup X$. Formally, we have

$$\bigcup X := \{y \mid \exists x \in X : y \in x\}.$$

Example: If we have

$$X = \{ \{\}, \{1, 2\}, \{1, 3, 5\}, \{7, 4\} \},$$

then

$$\bigcup X = \{1, 2, 3, 4, 5, 7\}. \quad \diamond$$

Exercise 1: Assume that M is a subset of \mathbb{N} . Compute the set $\bigcup 2^M$. \diamond

2.6 The Intersection of Sets

If two sets M and N are given, we define the **intersection** of M and N as a set of all objects that are elements of both M and N . We write that set as the average $M \cap N$. Formally, we define

$$M \cap N := \{x \mid x \in M \wedge x \in N\}.$$

Example: We calculate the intersection of the sets $M = \{1, 3, 5\}$ and $N = \{2, 3, 5, 6\}$. We have

$$M \cap N = \{3, 5\}. \quad \diamond$$

The concept of the intersection of two sets can be generalized. Consider a set X such that the elements of X are sets themselves. We can form the intersection of all the sets that are elements of the set X . We write this set as $\bigcap X$. Formally, we have

$$\bigcap X := \{y \mid \forall x \in X : y \in x\}.$$

Exercise 2: Assume that M is a subset of \mathbb{N} . Compute the set $\bigcap 2^M$. \diamond

2.7 The Difference of Sets

If M and N are sets, we define the **difference** of M and N as the set of all objects from M that are not elements of N . The difference of the sets M and N is written as $M \setminus N$ and is formally defined as

$$M \setminus N := \{x \mid x \in M \wedge x \notin N\}.$$

Example: We compute the difference of the sets $M = \{1, 3, 5, 7\}$ and $N = \{2, 3, 5, 6\}$. We have

$$M \setminus N = \{1, 7\}. \quad \diamond$$

2.8 Image Sets

If M is a set and f is a function defined for all x of M , then the **image of M under f** is defined as follows:

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

This set is also written as

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

Example: The set Q of all square numbers can be defined as

$$Q := \{y \mid \exists x \in \mathbb{N} : y = x^2\}.$$

Alternatively, we can define this set as

$$Q := \{x^2 \mid x \in \mathbb{N}\}. \quad \diamond$$

2.9 Cartesian Products

In order to be able to present the notion of a **Cartesian product**, we first have to introduce the notion of an **ordered pair** of two objects x and y . The **ordered pair** of x and y is written as

$$\langle x, y \rangle.$$

In the literature, the ordered pair of x and y is sometimes written as (x, y) , but I prefer the notation with angle brackets. The **first component** of the pair $\langle x, y \rangle$ is x , while y is the **second component**. Two ordered pairs $\langle x_1, y_1 \rangle$ and $\langle x_2, y_2 \rangle$ are equal if and only if they have the same first and second component, i.e. we have

$$\langle x_1, y_1 \rangle = \langle x_2, y_2 \rangle \Leftrightarrow x_1 = x_2 \wedge y_1 = y_2.$$

The **Cartesian product** of two sets M and N is now defined as the set of all ordered pairs such that the first component is an element of M and the second component is an element of N . Formally, we define the cartesian product $M \times N$ of the sets M and N as follows:

$$M \times N := \{z \mid \exists x: \exists y: (z = \langle x, y \rangle \wedge x \in M \wedge y \in N)\}.$$

To be more concise we usually write this as

$$M \times N := \{\langle x, y \rangle \mid x \in M \wedge y \in N\}.$$

Example: If $M = \{1, 2, 3\}$ and $N = \{5, 7\}$ we have

$$M \times N = \{\langle 1, 5 \rangle, \langle 2, 5 \rangle, \langle 3, 5 \rangle, \langle 1, 7 \rangle, \langle 2, 7 \rangle, \langle 3, 7 \rangle\}. \quad \diamond$$

The notion of an ordered pair can be generalized to the notion of an **n -tuple** where n is a natural number: An n -tuple has the form

$$\langle x_1, x_2, \dots, x_n \rangle.$$

In a similar way, we can generalize the notion of a Cartesian product of two sets to the Cartesian product of n sets. The **general Cartesian product** of n sets M_1, \dots, M_n is defined as follows:

$$M_1 \times \dots \times M_n = \{\langle x_1, x_2, \dots, x_n \rangle \mid x_1 \in M_1 \wedge \dots \wedge x_n \in M_n\}.$$

Sometimes, n -tuples are called lists. In this case they are written with the square brackets “[” and “]” instead of the angle brackets “⟨” and “⟩” that we are using.

Exercise 3: Assume that M and N are finite sets. How can the expression $\text{card}(M \times N)$ be reduced to an expression containing the expressions $\text{card}(M)$ and $\text{card}(N)$? ◇

2.10 Equality of Sets

We have now presented all the methods that we will use in this lecture in order to construct sets. Next, we discuss the notion of **equality** of two sets. As a set is solely defined by its members, the question of the equality of two sets is governed by the **axiom of extensionality**:

Two sets are equal if and only if they have the same elements.

Mathematically, we can capture the axiom of extensionality through the formula

$$M = N \Leftrightarrow \forall x: (x \in M \Leftrightarrow x \in N)$$

An important consequence of this axiom is the fact that the order in which the elements are listed in a set does not matter. For example, we have

$$\{1, 2, 3\} = \{3, 2, 1\},$$

because both sets contain the same elements. Similarly, we have

$$\{1, 2, 2, 3\} = \{1, 1, 2, 3, 3\},$$

because both these sets contain the elements 1, 2, and 3. It does not matter how often we list these elements when defining a set: An object x either is or is not an element of a given set M . It does not make sense to say something like “ M contains the object x n times”.²

If two sets are defined by explicitly enumerating their elements, the question whether these sets are equal is trivial to decide. However, if a set is defined using the axiom of specification, then it can be very difficult to decide whether this set is equal to another set. For example, it has been shown that

$$\{n \in \mathbb{N}^* \mid \exists x, y, z \in \mathbb{N}^* : x^n + y^n = z^n\} = \{1, 2\}.$$

However, the proof of this equation is very difficult because this equation is equivalent to **Fermat’s conjecture**. This conjecture was formulated in 1637 by **Pierre de Fermat**. It took mathematicians more than three centuries to come up with a rigorous proof that validates this conjecture: In 1994 **Andrew Wiles** and **Richard Taylor** were able to do this. There are some similar conjectures concerning the equality of sets that are still open mathematical problems.

2.11 Chapter Review

1. What is a set?
2. How is the axiom of comprehension defined? Why can’t we use this axiom to define sets?
3. What is the axiom of restricted comprehension?
4. Lists all the methods that have been introduced to define sets.
5. What is the axiom of extensionality?

If you want to develop a deeper understand of set theory, I can highly recommend the book *Set Theory and Related Topics* by Seymour Lipschutz [Lip98].

²In the literature, you will find the concept of a **multiset**. A **multiset** does not abstract from the number of occurrences of its elements. In this lecture, we will not use multisets.

Kapitel 3

The Programming Language *Python*

We have started our lecture with an introduction to set theory. In my experience, the notions of set theory are difficult to master for many students because the concepts introduced in set theory are quite abstract. Fortunately, there is a programming language that supports sets as a basic data type and thus enables us to experiment with set theory. This is the programming language *Python*, which has its own website at python.org. By programming in *Python*, students can get acquainted with set theory in a playful manner. Furthermore, as many interesting problems have a straightforward solution as *Python* programs, students can appreciate the usefulness of abstract notions from set theory by programming in *Python*. Furthermore, according to [Philip Guo](#), 8 of the top 10 US universities teach *Python* in their introductory computer science courses.

The easiest way to install python and its libraries is via [Anaconda](#). On many computers, *Python* is already preinstalled. Nevertheless, even on those systems it is easiest to use the [Anaconda](#) distribution. The reason is that Anaconda make it very easy to use different versions of python with different libraries. In this lecture, we will be using the version 3.6 of *Python*.

3.1 Starting the Interpreter

My goal is to introduce *Python* via a number of rather simple examples. I will present more advanced features of *Python* in later sections, but this section is intended to provide a first impression of the language.

```
Python 3.6.4 |Anaconda, Inc.| (default, Jan 16 2018, 12:04:33)
[GCC 4.2.1 Compatible Clang 4.0.1 (tags/RELEASE_401/final)] on darwin
Type "help", "copyright", "credits" or "license" for more information.
>>>
```

The *Python* welcome message.

The language *Python* is an [interpreted](#) language. Hence, there is no need to [compile](#) a program. Instead, *Python* programs can be executed via the interpreter. The interpreter is started by the command:¹

```
python
```

After the interpreter is started, the user sees the output that is shown in Figure 3.1 on page 11. The string “>>” is the [prompt](#). It signals that the interpreter is waiting for input. If we input the string

```
1 + 2
```

¹ While I am usually in the habit of terminating every sentence with either a full stop, a question mark or an exclamation mark, I refrain from doing so when the sentence ends in a *Python* command that is shown on a separate line. The reason is that I want to avoid confusion as it can otherwise be hard to understand which part of the line is the command that has to be typed verbatim.

and press enter, we get the following output:

```
3
>>>
```

The interpreter has computed the sum $1 + 2$, returned the result, and prints another prompt waiting for more input. Formally, the command “ $1 + 2$ ” is a [script](#). Of course, this is a very small script as it consists only of a single expression. The command

```
exit()
```

terminates the interpreter. The nice thing about *Python* is that we can run *Python* even in a browser in so called [Jupyter notebooks](#). If you have installed *Python* by means of the [Anaconda](#) distribution, then you already have installed Jupyter. The following subsection contains the [jupyter notebook Introduction.ipynb](#). You should download this notebook from my github page and try the examples on your own computer. Of course, for this to work you first have to install [jupyter](#).

3.2 An Introduction to *Python*

This *Python* notebook gives a short introduction to *Python*. We will start with the basics but as the main goal of this introduction is to show how *Python* supports [sets](#) we will quickly move to more advanced topics. In order to show of the features of *Python* we will give some examples that are not fully explained at the point where we introduce them. However, rest assured that they will be explained eventually.

3.2.1 Evaluating expressions

As *Python* is an interactive language, expressions can be evaluated directly. In a [Jupyter](#) notebook we just have to type Ctrl-Enter in the cell containing the expression. Instead of Ctrl-Enter we can also use Shift-Enter.

```
In [1]: 1 + 2
```

```
Out[1]: 3
```

In *Python*, the precision of integers is not bounded. Hence, the following expression does not cause an overflow.

```
In [2]: 1*2*3*4*5*6*7*8*9*10*11*12*13*14*15*16*17*18*19*20*21*22*23*24*25
```

```
Out[2]: 15511210043330985984000000
```

The next [cell](#) in this notebook shows how to compute the [factorial](#) of 1000, i.e. it shows how to compute the product

$$1000! = 1 * 2 * 3 * \dots * 998 * 999 * 1000$$

It uses some advanced features from [functional programming](#) that will be discussed at a later stage of this introduction.

```
In [3]: import functools
```

```
functools.reduce(lambda x, y: (x*y), range(1, 1001))
```

Out [3]:

```
402387260077093773543702433923003985719374864210714632543799910429938512
398629020592044208486969404800479988610197196058631666872994808558901323
829669944590997424504087073759918823627727188732519779505950995276120874
975462497043601418278094646496291056393887437886487337119181045825783647
849977012476632889835955735432513185323958463075557409114262417474349347
553428646576611667797396668820291207379143853719588249808126867838374559
731746136085379534524221586593201928090878297308431392844403281231558611
036976801357304216168747609675871348312025478589320767169132448426236131
412508780208000261683151027341827977704784635868170164365024153691398281
264810213092761244896359928705114964975419909342221566832572080821333186
116811553615836546984046708975602900950537616475847728421889679646244945
16076535340819890138544248798495995331910172335556602139450399736280750
137837615307127761926849034352625200015888535147331611702103968175921510
907788019393178114194545257223865541461062892187960223838971476088506276
862967146674697562911234082439208160153780889893964518263243671616762179
168909779911903754031274622289988005195444414282012187361745992642956581
746628302955570299024324153181617210465832036786906117260158783520751516
284225540265170483304226143974286933061690897968482590125458327168226458
066526769958652682272807075781391858178889652208164348344825993266043367
660176999612831860788386150279465955131156552036093988180612138558600301
435694527224206344631797460594682573103790084024432438465657245014402821
885252470935190620929023136493273497565513958720559654228749774011413346
962715422845862377387538230483865688976461927383814900140767310446640259
89949022221765904339901886018566526485061799702356193897017860040811889
729918311021171229845901641921068884387121855646124960798722908519296819
372388642614839657382291123125024186649353143970137428531926649875337218
940694281434118520158014123344828015051399694290153483077644569099073152
433278288269864602789864321139083506217095002597389863554277196742822248
757586765752344220207573630569498825087968928162753848863396909959826280
956121450994871701244516461260379029309120889086942028510640182154399457
156805941872748998094254742173582401063677404595741785160829230135358081
840096996372524230560855903700624271243416909004153690105933983835777939
410970027753472000000000000000000000000000000000000000000000000000000000
000000000000000000000000000000000000000000000000000000000000000000000000
000000000000000000000000000000000000000000000000000000000000000000000000
000000000000000000000000000000000000000000000000000000000000000000000000
```

The following command will stop the interpreter if executed. It is not useful inside a [Jupyter](#) notebook. Hence, the next line should not be evaluated. Therefore, I have put a comment character “#” in the first column of this line.

However, if you do remove the comment character and then evaluate the line, nothing bad will happen as the interpreter is just restarted by [Jupyter](#).

```
In [4]: # exit()
```

In order to write something to the screen, we can use the function `print`. This function can print objects of any type. In the following example, this function prints a string. In *Python* any character sequence enclosed in single quotes is string.

```
In [5]: print('Hello, World!')
```

Hello, World!

Instead of using single quotes we can also use double quotes as seen in the next example.

```
In [6]: print("Hello, World!")
```

Hello, World!

The function `print` accepts any number of arguments. For example, to print the string `"36 * 37 / 2 = "` followed by the value of the expression `36 * 37 / 2` we can use the following print statement:

```
In [7]: print("36 * 37 / 2 =", 36 * 37 // 2)
```

36 * 37 / 2 = 666

In the expression `"36 * 37 // 2"` we have used the operator `"//"` in order to enforce [integer division](#). If we had used the operator `"/"` instead, *Python* would have used [floating point division](#) and therefore would have printed the floating point number 666.0 instead of the integer 666.

```
In [8]: print("36 * 37 / 2 =", 36 * 37 / 2)
```

36 * 37 / 2 = 666.0

The following script reads a natural number n and computes the sum $\sum_{i=1}^n i$.

1. The function input prompts the user to enter a string.
2. This string is then converted into an integer using the function `int`.
3. Next, the [set](#) `s` is created such that

$$s = \{1, \dots, n\}.$$

The set `s` is constructed using the function `range`. A function call of the form `range(a, b + 1)` returns a [generator](#) that produces the natural numbers from a to b . By using this generator as an argument to the function `set`, a set is created that contains all the natural number starting from a upto and including b . The precise mechanics of [generators](#) will be explained later.

4. The print statement uses the function `sum` to add up all the elements of the set `s` and print the resulting sum.

```
In [9]: n = input('Type a natural number and press return: ')
        n = int(n)
        s = set(range(1, n+1))
        print('The sum 1 + 2 + ... + ', n, ' is equal to ', sum(s), '.', sep= '')
```

Type a natural number and press return: 36

The sum 1 + 2 + ... + 36 is equal to 666.

The following example shows how [functions](#) can be defined in *Python*. The function `sum(n)` is supposed to compute the sum of all the numbers in the set $\{1, \dots, n\}$. Therefore, we have

$$\text{sum}(n) = \sum_{i=1}^n i.$$

The function `sum` is defined [recursively](#). The recursive implementation of the function `sum` can best be understood if we observe that it satisfies the following two equations:

1. $\text{sum}(0) = 0$,
2. $\text{sum}(n) = \text{sum}(n - 1) + n$ provided that $n > 0$.


```
In [10]: def sum(n):
         if n == 0:
             return 0
         return sum(n-1) + n
```

Let us discuss the implementation of the function `sum` line by line:

1. The keyword `def` starts the [definition](#) of the function. It is followed by the [name](#) of the function that is defined. The name is followed by the list of the [parameters](#) of the function. This list is enclosed in parentheses. If there is more than one parameter, the parameters have to be separated by commas. Finally, there needs to be a colon at the end of the first line.
2. The [body](#) of the function is indented. **Contrary** to most other programming languages, *Python* is [space sensitive](#).
The first statement of the body is a [conditional](#) statement, which starts with the keyword `if`. The keyword is followed by a test. In this case we test whether the variable n is equal to the number 0. Note that this test is followed by a colon.
3. The next line contains a `return` statement. Note that this statement is again indented. All statements indented by the same amount that follow an `if`-statement are considered to be the [body](#) of this `if`-statement, i.e. they get executed if the test of the `if`-statement is true. In this case the body contains only a single statement.
4. The last line of the function definition contains the recursive invocation of the function `sum`.

Using the function `sum`, we can compute the sum $\sum_{i=1}^n i$ as follows:

```
In [11]: n      = int(input("Enter a natural number: "))
         total = sum(n)
         if n > 2:
             print("0 + 1 + 2 + ... + ", n, " = ", total, sep='')
         else:
             print(total)
```

```
Enter a natural number: 100
0 + 1 + 2 + ... + 100 = 5050
```

3.2.2 Sets in Python

Python supports [sets](#) as a **native** datatype. This is one of the reasons that have lead me to choose *Python* as the programming language for this course. To get a first impression how sets are handled in *Python*, let us define two simple sets A and B and print them:

```
In [12]: A = {1, 2, 3}
         B = {2, 3, 4}
         print('A = ', A, ', B = ', B, sep='')
```

```
A = {1, 2, 3}, B = {2, 3, 4}
```

The last argument `sep=""` prevents the print statement from separating its arguments with space characters. When defining the empty set, there is a caveat, as we cannot define the empty set using the expression `{}`. The reason is that this expression creates the empty [dictionary](#) instead. (We will discuss the data type of [dictionaries](#) later.) To define the empty set, we therefore have to use the following expression:

```
In [13]: set()
```

```
Out[13]: set()
```

Note that the empty set is also printed as `set()` in *Python* and not as `{}`. Next, let us compute the union $A \cup B$. This is done using the function `union`.

```
In [14]: A.union(B)
```

```
Out[14]: {1, 2, 3, 4}
```

As the function `union` really acts like a [method](#), you might suspect that it does change its first argument. Fortunately, this is not the case, A is unchanged as you can see in the next line:

```
In [15]: A
```

```
Out[15]: {1, 2, 3}
```

To compute the intersection $A \cap B$, we use the function `intersection`:

```
In [16]: A.intersection(B)
```

```
Out[16]: {2, 3}
```

Again A is not changed.

```
In [17]: A
```

```
Out[17]: {1, 2, 3}
```

The difference $A \setminus B$ is computed using the operator `"-"`:

```
In [18]: A - B
```

```
Out[18]: {1}
```

It is easy to test whether $A \subseteq B$ holds:

```
In [19]: A <= B
```

```
Out[19]: False
```

Testing whether an object x is an element of a set M , i.e. to test, whether $x \in M$ holds is straightforward:

```
In [20]: 1 in A
```

```
Out[20]: True
```

On the other hand, the number 1 is not an element of the set B , i.e. we have $1 \notin B$:

```
In [21]: 1 not in B
```

```
Out[21]: True
```

3.2.3 Defining Sets via Selection and Images

Remember that we can define subsets of a given set M via the axiom of selection. If p is a property such that for any object x from the set M the expression $p(x)$ is either True or False, the subset of all those elements of M such that $p(x)$ is True can be defined as

$$\{x \in M \mid p(x)\}.$$

For example, if M is the set $\{1, \dots, 100\}$ and we want to compute the subset of this set that contains all numbers from M that are divisible by 7, then this set can be defined as

$$\{x \in M \mid x \% 7 == 0\}.$$

In *Python*, the definition of this set can be given as follows:

```
In [22]: M = set(range(1, 101))
         { x for x in M if x % 7 == 0 }
```

```
Out[22]: {7, 14, 21, 28, 35, 42, 49, 56, 63, 70, 77, 84, 91, 98}
```

In general, in *Python* the set

$$\{x \in M \mid p(x)\}$$

is computed by the expression

$$\{ x \text{ for } x \text{ in } M \text{ if } p(x) \}.$$

Image sets can be computed in a similar way. If f is a function defined for all elements of a set M , the image set

$$\{f(x) \mid x \in M\}$$

can be computed in *Python* as follows:

$$\{ f(x) \text{ for } x \text{ in } M \}.$$

For example, the following expression computes the set of all squares of numbers from the set $\{1, \dots, 10\}$:

```
In [23]: M = set(range(1,11))
         { x*x for x in M }
```

```
Out[23]: {1, 4, 9, 16, 25, 36, 49, 64, 81, 100}
```

The computation of image sets and selections can be combined. If M is a set, p is a property such that $p(x)$ is either True or False for elements of M , and f is a function such that $f(x)$ is defined for all $x \in M$ then we can compute set

$$\{f(x) \mid x \in M \wedge p(x)\}$$

of all images $f(x)$ from those $x \in M$ that satisfy the property $p(x)$ via the expression

$$\{ f(x) \text{ for } x \text{ in } M \text{ if } p(x) \}.$$

For example, to compute the set of those squares of numbers from the set $\{1, \dots, 10\}$ that are even we can write

```
In [24]: M = set(range(1,11))
         { x*x for x in M if x % 2 == 0 }
```

```
Out[24]: {4, 16, 36, 64, 100}
```

We can iterate over more than one set. For example, let us define the set of all products $p \cdot q$ of numbers p and q from the set $\{2, \dots, 10\}$, i.e. we intend to define the set

$$\{p \cdot q \mid p \in \{2, \dots, 10\} \wedge q \in \{2, \dots, 10\}\}.$$

In *Python*, this set is defined as follows:

```
In [25]: print({ p * q for p in range(2,11) for q in range(2,11) })

{4, 6, 8, 9, 10, 12, 14, 15, 16, 18, 20, 21, 24, 25, 27, 28, 30, 32, 35,
 36, 40, 42, 45, 48, 49, 50, 54, 56, 60, 63, 64, 70, 72, 80, 81, 90, 100}
```

We can use this set to compute the set of **prime numbers**. After all, the set of prime numbers is the set of all those natural numbers bigger than 1 that can not be written as a proper product, that is a number x is **prime** if

1. x is bigger than 1 and
2. there are no natural numbers x and y both bigger than 1 such that $x = p * q$ holds.

More formally, the set \mathbb{P} of prime numbers is defined as follows:

$$\mathbb{P} = \{x \in \mathbb{N} \mid x > 1 \wedge \neg \exists p, q \in \mathbb{N} : (x = p \cdot q \wedge p > 1 \wedge q > 1)\}.$$

Hence the following code computes the set of all primes less than 100:

```
In [26]: s = set(range(2,100))
         print(s - { p * q for p in s for q in s })

{ 2, 3, 5, 7, 11, 13, 17, 19, 23, 29, 31, 37, 41, 43, 47, 53, 59, 61,
 67, 71, 73, 79, 83, 89, 97
}
```

An alternative way to compute primes works by noting that a number p is prime iff there is no number t other than 1 and p that divides the number p . The function `dividers` given below computes the set of all numbers dividing a given number p evenly:

```
In [27]: def dividers(p):
         "Compute the set of numbers that divide the number p."
         return { t for t in range(1, p+1) if p % t == 0 }

         n      = 100;
         primes = { p for p in range(2, n) if dividers(p) == {1, p} }
         print(primes)

{2,3,5,7,11,13,17,19,23,29,31,37,41,43,47,53,59,61,67,71,73,79,83,89,97}
```

3.2.4 Computing the Power Set

Unfortunately, there is no operator to compute the power set 2^M of a given set M . Since the power set is needed frequently, we have to implement a function `power` to compute this set ourselves. The easiest way to compute the power set 2^M of a set M is to implement the following recursive equations:

1. The power set of the empty set contains only the empty set:

$$2^{\{\}} = \{\{\}\}$$

2. If a set M can be written as $M = C \cup \{x\}$, where the element x does not occur in the set C , then the power set 2^M consists of two sets:

- Firstly, all subsets of C are also subsets of M .
- Secondly, if A is a subset of C , then the set $A \cup \{x\}$ is also a subset of M .

If we combine these parts we get the following equation:

$$2^{C \cup \{x\}} = 2^C \cup \{A \cup \{x\} \mid A \in 2^C\}$$

But there is another problem: In *Python* we can't create a set that has elements that are sets themselves! The reason is that in *Python* sets are implemented via [hash tables](#) and therefore the elements of a set need to be [hashable](#). (The notion of an element being [hashable](#) will be discussed in more detail in the lecture on [Algorithms](#).) However, sets are [mutable](#) and [mutable](#) objects are not [hashable](#). Fortunately, there is a workaround: *Python* provides the data type of [frozen sets](#). These sets behave like sets but are lacking certain functions that modify sets and hence are unmutable. So if we use [frozen sets](#) as elements of the power set, we can compute the power set of a given set. The function `power` given below shows how this works.

```
In [28]: def power(M):
    "This function computes the power set of the set M."
    if M == set():
        return { frozenset() }
    else:
        C = set(M) # C is a copy of M as we don't want to change the set M
        x = C.pop() # pop removes the element x from the set C
        P1 = power(C)
        P2 = { A.union({x}) for A in P1 }
        return P1.union(P2)
```

```
In [29]: power(A)
```

```
Out[29]: {frozenset(),
          frozenset({3}),
          frozenset({1}),
          frozenset({2}),
          frozenset({1, 2}),
          frozenset({2, 3}),
          frozenset({1, 3}),
          frozenset({1, 2, 3})}
```

Let us print this in a more readable way. To this end we implement a function `prettify` that turns a set of `frozensets` into a string that looks like a set of sets.

```
In [30]: def prettify(M):
    """Turn the set of frozen sets M into a string that looks like a set of sets.
    M is assumed to be the power set of some set.
    """
    result = "{}, " # The empty set is always an element of a power set.
    for A in M:
        if A == set(): # The empty set has already been taken care of.
            continue
        result += str(set(A)) + ", " # A is converted from a frozen set to a set
    result = result[:-2] # remove the trailing substring ", "
    result += "}"
    return result
```

```
In [31]: prettify(power(A))
```

```
Out[31]: '{{}, {3}, {1, 2}, {2, 3}, {1}, {1, 3}, {1, 2, 3}, {2}}'
```

3.2.5 Pairs and Cartesian Products

In *Python*, pairs can be created by enclosing the components of the pair in parentheses. For example, to compute the pair $\langle 1, 2 \rangle$ we can write:

```
In [32]: (1, 2)
```

```
Out[32]: (1, 2)
```

It is not even necessary to enclose the components of a pair in parentheses. For example, to compute the pair $\langle 1, 2 \rangle$ we can use the following expression:

```
In [33]: 1, 2
```

```
Out[33]: (1, 2)
```

The Cartesian product $A \times B$ of two sets A and B can now be computed via the following expression:

$$\{ (x, y) \text{ for } x \text{ in } A \text{ for } y \text{ in } B \}$$

For example, as we have defined A as $\{1, 2, 3\}$ and B as $\{2, 3, 4\}$, the Cartesian product of A and B is computed as follows:

```
In [34]: { (x,y) for x in A for y in B }
```

```
Out[34]: {(1, 2), (1, 3), (1, 4), (2, 2), (2, 3), (2, 4), (3, 2), (3, 3), (3, 4)}
```

3.2.6 Tuples

The notion of a tuple is a generalization of the notion of a pair. For example, to compute the tuple $\langle 1, 2, 3 \rangle$ we can use the following expression:

```
In [35]: (1, 2, 3)
```

```
Out[35]: (1, 2, 3)
```

Longer tuples can be build using the function `range` in combination with the function `tuple`:

```
In [36]: tuple(range(1, 11))
```

```
Out[36]: (1, 2, 3, 4, 5, 6, 7, 8, 9, 10)
```

Tuples can be [concatenated](#) using the operator `“+”`:

```
In [37]: T1 = (1, 2, 3)
         T2 = (4, 5, 6)
         T3 = T1 + T2
         T3
```

```
Out[37]: (1, 2, 3, 4, 5, 6)
```

The [length](#) of a tuple is computed using the function `len`:

```
In [38]: len(T3)
```

```
Out[38]: 6
```

The components of a tuple can be extracted using square brackets. Note that the first component actually has the index 0! This is similar to the behaviour of [arrays](#) in the programming language C.

```
In [39]: print("T3[0] =", T3[0])
         print("T3[1] =", T3[1])
         print("T3[2] =", T3[2])
```

```
T3[0] = 1
T3[1] = 2
T3[2] = 3
```

If we use negative indices, then we index from the back of the tuple, as shown in the following example:

```
In [40]: print("T3[-1] =", T3[-1]) # last element
         print("T3[-2] =", T3[-2]) # penultimate element
         print("T3[-3] =", T3[-3]) # third last element
```

```
T3[-1] = 6
T3[-2] = 5
T3[-3] = 4
```

```
In [41]: T3
```

```
Out[41]: (1, 2, 3, 4, 5, 6)
```

The [slicing](#) operator extracts a subtuple from a given tuple. If L is a tuple and a and b are natural numbers such that $a \leq b$ and $a, b \in \{0, \text{len}(L)\}$, then the syntax of the slicing operator is as follows:

$$L[a : b]$$

The expression $L[a : b]$ extracts the subtuple that starts with the element $L[a]$ up to and excluding the element $L[b]$. The following shows an example:

```
In [42]: L = tuple(range(1,11))
         L[2:6]
```

```
Out[42]: (3, 4, 5, 6)
```

Slicing works with negative indices, too:

```
In [43]: L[2:-2]
```

```
Out[43]: (3, 4, 5, 6, 7, 8)
```

3.2.7 Lists

Next, we discuss the data type of lists. Lists are a lot like tuples, but in contrast to tuples, lists are [mutable](#), i.e. we can change lists. To construct a list, we use square brackets:

```
In [44]: L = [1,2,3]
         L
```

```
Out[44]: [1, 2, 3]
```

To change the first element of a list, we can use the [index operator](#):

```
In [45]: L[0] = 7
        L
```

```
Out[45]: [7, 2, 3]
```

This last operation would not be possible if *L* had been a tuple instead of a list. Lists support concatenation in the same way as tuples:

```
In [46]: [1,2,3] + [4,5,6]
```

```
Out[46]: [1, 2, 3, 4, 5, 6]
```

The function `len` computes the length of a list:

```
In [47]: len([4,5,6])
```

```
Out[47]: 3
```

Lists and tuples both support the functions `max` and `min`. The expression `max(L)` computes the maximum of all the elements of the list (or tuple) *L*, while `min(L)` computes the smallest element of *L*.

```
In [48]: max([1,2,3])
```

```
Out[48]: 3
```

```
In [49]: min([1,2,3])
```

```
Out[49]: 1
```

3.2.8 Boolean Operators

In *Python*, the Boolean values are written as `True` and `False`.

```
In [50]: True
```

```
Out[50]: True
```

```
In [51]: False
```

```
Out[51]: False
```

These values can be combined using the Boolean operator \wedge , \vee , and \neg . In *Python*, these operators are denoted as `and`, `or`, and `not`. The following table shows how the operator `and` is defined:

```
In [52]: B = (True, False)
        for x in B:
            for y in B:
                print(x, 'and', y, '=', x and y)
```

```
True and True = True
True and False = False
False and True = False
False and False = False
```

The disjunction of two Boolean values is only `False` if both values are `False`:


```
In [53]: for x in B:
         for y in B:
             print(x, 'or', y, '=', x or y)
```

```
True or True = True
True or False = True
False or True = True
False or False = False
```

Finally, the negation operator `not` works as expected:

```
In [54]: for x in B:
         print('not', x, '=', not x)
```

```
not True = False
not False = True
```

Boolean values are created by comparing numbers using the following comparison operators:

1. $a == b$ is true iff a is equal to b .
2. $a != b$ is true iff a is different from b .
3. $a < b$ is true iff a is less than b .
4. $a <= b$ is true iff a is less than or equal to b .
5. $a >= b$ is true iff a is bigger than or equal to b .
6. $a > b$ is true iff a is bigger than b .

```
In [55]: 1 == 2
```

```
Out[55]: False
```

```
In [56]: 1 < 2
```

```
Out[56]: True
```

```
In [57]: 1 <= 2
```

```
Out[57]: True
```

```
In [58]: 1 > 2
```

```
Out[58]: False
```

```
In [59]: 1 >= 2
```

```
Out[59]: False
```

Comparison operators can be [chained](#) as shown in the following example:

```
In [60]: 1 < 2 < 3
```

```
Out[60]: True
```

Python supports the **universal quantifier** \forall (read: *for all*). If L is a list of Boolean values, then we can check whether all elements of L are true by writing

```
all(L)
```

For example, to check whether all elements of a list L are even we can write the following:

```
In [61]: L = [2, 4, 6]
         all([x % 2 == 0 for x in L])
```

```
Out[61]: True
```

3.2.9 Control Structures

First of all, Python supports branching statements. The following example is taken from the Python tutorial at <https://python.org>:

```
In [62]: x = int(input("Please enter an integer: "))
         if x < 0:
             print('The number is negative!')
         elif x == 0:
             print('The number is zero.')
         elif x == 1:
             print("It's a one.")
         else:
             print("It's more than one.")
```

```
Please enter an integer: 42
```

```
It's more than one.
```

Loops can be used to iterate over sets, lists, tuples, or generators. The following example prints the numbers from 1 to 10.

```
In [63]: for x in range(1, 11):
         print(x)
```

```
1
2
3
4
5
6
7
8
9
10
```

The same can be achieved with a `while` loop:

```
In [64]: x = 1
         while x <= 10:
             print(x)
             x += 1
```

```

1
2
3
4
5
6
7
8
9
10

```

The following program computes the prime numbers according to an algorithm given by Eratosthenes.

1. We set n equal to 100 as we want to compute the set all prime numbers less or equal that 100.
2. `primes` is the list of numbers from 0 upto n , i.e. we have initially

$$\text{primes} = [0, 1, 2, \dots, n]$$

Therefore, we have

$$\text{primes}[i] = i \quad \text{for all } i \in \{0, 1, \dots, n\}.$$

The idea is to set `primes[i]` to zero iff i is a proper product of two numbers.

3. To this end we iterate over all i and j from the set $\{2, \dots, n\}$ and set the product `primes[i * j]` to zero. This is achieved by the two `for` loops below.
4. Note that we have to check that the product $i * j$ is not bigger than n for otherwise we would get an [out of range error](#) when trying to assign `primes[i*j]`.
5. After the iteration, all non-prime elements greater than one of the list `primes` have been set to zero.
6. Finally, we compute the set of primes by collecting those elements that have not been set to 0.

```

In [65]: n      = 100
        primes = list(range(0, n+1))
        for i in range(2, n+1):
            for j in range(2, n+1):
                if i * j <= n:
                    primes[i * j] = 0
        print(primes)
        print({ i for i in range(2, n+1) if primes[i] != 0 })

[0, 1, 2, 3, 0, 5, 0, 7, 0, 0, 0, 11, 0, 13, 0, 0, 0, 17, 0, 19, 0, 0, 0, 23,
 0, 0, 0, 0, 0, 29, 0, 31, 0, 0, 0, 0, 0, 37, 0, 0, 0, 41, 0, 43, 0, 0, 0, 47,
 0, 0, 0, 0, 0, 53, 0, 0, 0, 0, 0, 59, 0, 61, 0, 0, 0, 0, 0, 67, 0, 0, 0, 71,
 0, 73, 0, 0, 0, 0, 0, 79, 0, 0, 0, 83, 0, 0, 0, 0, 0, 89, 0, 0, 0, 0, 0, 0,
 0, 97, 0, 0, 0]
{ 2, 3, 5, 7, 11, 13, 17, 19, 23, 29, 31, 37, 41, 43, 47, 53, 59, 61, 67, 71,
 73, 79, 83, 89, 97
}

```

The algorithm given above can be improved by using the following observations:

1. If a number x can be written as a product $a * b$, then at least one of the numbers a or b has to be less than \sqrt{x} . Therefore, the `for` loop below iterates as long as $i \leq \sqrt{x}$. The function `ceil` is needed to cast the square root of x to a natural number. In order to use the functions `sqrt` and `ceil` we have to import them from the module `math`. This is done in line 1 of the program shown below.

2. When we iterate over j in the inner loop, it is sufficient if we start with $j = i$ since all products of the form $i * j$ where $j < i$ have already been eliminated at the time, when the multiples of i had been eliminated.
3. If `primes[i] = 0`, then i is not a prime and hence it has to be a product of two numbers a and b both of which are smaller than i . However, since all the multiples of a and b have already been eliminated, there is no point in eliminating the multiples of i since these are also multiples of both a and b and hence have already been eliminated. Therefore, if `primes[i] = 0` we can immediately jump to the next value of i . This is achieved by the `continue` statement in line 7 below.

The program shown below is easily capable of computing all prime numbers less than a million.

In [66]: `from math import sqrt, ceil`

```
n = 1000
primes = list(range(n+1))
for i in range(2, ceil(sqrt(n))):
    if primes[i] == 0:
        continue
    j = i
    while i * j <= n:
        primes[i * j] = 0
        j += 1;
print({ i for i in range(2, n+1) if primes[i] != 0 })
```

```
{ 2, 3, 5, 7, 521, 11, 523, 13, 17, 19, 23, 29, 541, 31, 547, 37, 41, 43, 557,
 47, 563, 53, 569, 59, 571, 61, 577, 67, 71, 73, 587, 79, 593, 83, 599, 89,
 601, 607, 97, 101, 613, 103, 617, 107, 619, 109, 113, 631, 127, 641, 131,
 643, 647, 137, 139, 653, 659, 149, 661, 151, 157, 673, 163, 677, 167, 683,
 173, 179, 691, 181, 701, 191, 193, 197, 709, 199, 719, 211, 727, 733, 223,
 227, 739, 229, 743, 233, 239, 751, 241, 757, 761, 251, 257, 769, 773, 263,
 269, 271, 787, 277, 281, 283, 797, 293, 809, 811, 307, 821, 311, 823, 313,
 827, 317, 829, 839, 331, 337, 853, 857, 347, 859, 349, 863, 353, 359, 877,
 367, 881, 883, 373, 887, 379, 383, 389, 907, 397, 911, 401, 919, 409, 929,
 419, 421, 937, 941, 431, 433, 947, 439, 953, 443, 449, 967, 457, 971, 461,
 463, 977, 467, 983, 479, 991, 997, 487, 491, 499, 503, 509
}
```

3.2.10 Numerical Functions

Python provides all of the mathematical functions that you have come to learn at school. A detailed listing of these functions can be found at <https://docs.python.org/3.6/library/math.html>. We just show the most important functions and constants. In order to make the module `math` available, we use the following `import` statement:

In [67]: `import math`

The mathematical constant **Pi**, which is most often written as π , is available as `math.pi`.

In [68]: `math.pi`

Out [68]: 3.141592653589793

The `sine` function is called as follows:

In [69]: `math.sin(math.pi/6)`

```
Out [69]: 0.49999999999999994
```

The `cosine` function is called as follows:

```
In [70]: math.cos(0.0)
```

```
Out [70]: 1.0
```

The `tangent` function is called as follows:

```
In [71]: math.tan(math.pi/4)
```

```
Out [71]: 0.9999999999999999
```

The `arc sine`, `arc cosine`, and `arc tangent` are called by prefixing the character 'a' to the name of the function as seen below:

```
In [72]: math.asin(1.0)
```

```
Out [72]: 1.5707963267948966
```

```
In [73]: math.acos(1.0)
```

```
Out [73]: 0.0
```

```
In [74]: math.atan(1.0)
```

```
Out [74]: 0.7853981633974483
```

Euler's number e can be computed as follows:

```
In [75]: math.e
```

```
Out [75]: 2.718281828459045
```

The `exponential` function $\exp(x) := e^x$ is computed as follows:

```
In [76]: math.exp(1)
```

```
Out [76]: 2.718281828459045
```

The `natural logarithm` $\ln(x)$, which is defined as the inverse function of the function $\exp(x)$, is called `log` (instead of `ln`):

```
In [77]: math.log(math.e * math.e)
```

```
Out [77]: 2.0
```

The `square root` \sqrt{x} of a number x is computed using the function `sqrt`:

```
In [78]: math.sqrt(2)
```

```
Out [78]: 1.4142135623730951
```

3.2.11 Selection Sort

In order to see a practical application of the concepts discussed so far, we present a sorting algorithm that is known as **selection sort**. This algorithm sorts a given list L and works as follows:

1. If L is empty, $\text{sort}(L)$ is also empty:

$$\text{sort}([]) = [].$$

2. Otherwise, we first compute the minimum of L . Clearly, the minimum needs to be the first element of the sorted list. We remove this minimum from L , sort the remaining elements recursively, and finally attach the minimum at the front of this list:

$$\text{sort}(L) = [\min(L)] + \text{sort}([x \in L \mid x \neq \min(L)]).$$

Figure 3.2 on page 28 shows the program `min-sort.py` that implements selection sort in *Python*.

```

1  def minSort(L):
2      if L == []:
3          return []
4      m = min(L)
5      return [m] + minSort([x for x in L if x != m])
6
7  L = [ 2, 13, 5, 13, 7, 2, 4 ]
8  print('minSort(', L, ') = ', minSort(L), sep='')

```

Implementing selection sort in *Python*.

3.3 Loading a Program

The SETLX interpreter can **load** programs interactively into a running session. If *file* is the base name of a file, then the command

```
import file
```

loads the program from `file.py` and executes the statements given in this program. For example, the command

```
import min_sort
```

executes the program shown in Figure 3.2 on page 28. If we want to call a function defined in the file `min_sort.py`, then we have to prefix this function as shown below:

```
min_sort.minSort([2, 13, 5, 13, 7, 2, 4]),
```

i.e. we have to prefix the name of the function that we want to call with the base name of the file defining this function followed by a dot character.

3.4 Strings

Python support **strings**. **Strings** are nothing more but sequences of characters. In *Python*, these have to be enclosed either in double quotes or in single quotes. The operator “+” can be used to concatenate strings. For example, the expression

```
"abc" + 'uvw';
```

returns the result

```
"abcuvw".
```

Furthermore, a natural number n can be multiplied with a string s . The expression

```
n * s;
```

returns a string consisting of n concatenations of s . For example, the result of

```
3 * "abc";
```

is the string "abcabcabc". When multiplying a string with a number, the order of the arguments does not matter. Hence, the expression

```
"abc" * 3
```

also yields the result "abcabcabc". In order to extract substrings from a given string, we can use the same slicing operator that also works for lists and tuples. Therefore, if s is a string and k and l are numbers, then the expression

```
s[k..l]
```

extracts the substring from s that starts with the $k + 1$ th character of s and that ends with the l th character. For example, if s is defined by the assignment

```
s = "abcdefgh"
```

then the expression `s[2:5]` returns the substring

```
"cde".
```

3.5 Computing with Unlimited Precision

Python provides the module `fractions` that implements [rational numbers](#) through the function `Fraction` that is implemented in this module. We can load this function as follows:

```
In [1]: from fractions import Fraction
```

The function `Fraction` expects two arguments, the [nominator](#) and the [denominator](#). Mathematically, we have

$$\text{Fraction}(p, q) = \frac{p}{q}.$$

For example, we can compute the sum $\frac{1}{2} + \frac{1}{3}$ as follows:

```
In [2]: sum = Fraction(1, 2) + Fraction(1, 3)
        print(sum)
```

```
5/6
```

Let us compute Euler's number e . The easiest way to compute e is as infinite series. We have that

$$e = \sum_{n=0}^{\infty} \frac{1}{n!}$$

Here $n!$ denotes the [factorial](#) of n , which is defined as follows:

$$n! = 1 \cdot 2 \cdot 3 \cdot \dots \cdot n.$$

```
In [3]: def factorial(n):
        "compute the factorial of n"
        result = 1
        for i in range(1, n+1):
            result *= i
        return result
```

Let's check that our definition of the factorial works as expected.

```
In [4]: for i in range(10):
        print(i, '! = ', factorial(i), sep='')
```

```
0! = 1
1! = 1
2! = 2
3! = 6
4! = 24
5! = 120
6! = 720
7! = 5040
8! = 40320
9! = 362880
```

Lets approximate e by the following sum:

$$e = \sum_{i=0}^n \frac{1}{i!}$$

Setting $n = 100$ should be sufficient to compute e to a hundred decimal places.

```
In [5]: n = 100
```

```
In [6]: e = 0
        for i in range(n+1):
            e += Fraction(1, factorial(i))
```

Multiply e by 10^{100} and round so that we get the first 100 decimal places of e :

```
In [7]: eTimesBig = e * 10 ** n
        s = str(round(eTimesBig))
```

Insert a "." after the first digit:

```
In [8]: print(s[0], '.', s[1:], sep='')
```

And there we go. Ladies and gentlemen, lo and behold: Here are the first 100 digits of e :

```
2.718281828459045235360287471352662497757247093699959574966967627724076630353547
5945713821785251664274
```

3.6 Other References

For reasons of time and space, this lecture has just scratched the surface of what is possible with *Python*. If you want to attain a deeper understanding of *Python*, here are three places that I would recommend:

1. First, there is the official *Python* tutorial, which is available at

<https://docs.python.org/3.6/tutorial/index.html>.

Furthermore, there are a number of good books available. I would like to suggest the following two books. Both of these books should be available electronically in our library:

2. *The Quick Python Book* written by Naomi R. Ceder [Ced18] is up to date and gives a concise introduction to *Python*. The book assumes that the reader has some prior programming experience. I would assume that most of our students have the necessary background to feel comfortable with this book.
3. *Learning Python* by Mark Lutz [Lut13] is aimed at the complete novice. It discusses everything in minute detail, albeit at the cost of 1648 pages.

Since *Python* is not the primary objective of these lecture notes, there is no requirement to read either the *Python* tutorial or any of the books mentioned above. The primary objective of these lecture notes is to introduce the main ideas of both [propositional logic](#) and [predicate logic](#). *Python* is merely used to illustrate the most important notions from set theory and logic. You should be able to pick up enough knowledge of *Python* by closely inspecting the *Python* programs discussed in these lecture notes.

3.7 Reflection

After having completed this chapter, you should be able to answer the following questions.

1. Which data types are supported in *Python*?
2. What are the different methods to define a set in *Python*?
3. Do you understand how to construct lists via iterator?
4. How can lists be defined in *Python*?
5. How does *Python* support binary relations?
6. How does list slicing and list indexing work?
7. How does a fixed-point algorithm work?
8. What type of control structures are supported in *Python*?

Kapitel 4

Applications and Case Studies

This chapter contains a number of case studies designed to deepen our understanding of *Python*.

4.1 Solving Equations via Fixed-Point Algorithms

Fixed-Point iterations are very important, both in computer science and in mathematics. As a first example, we show how to solve an equation via a fixed point iteration. Suppose we want to solve the equation

$$x = \cos(x).$$

Here, x is a real number that we seek to compute. Figure 4.1 on page 33 shows the graphs of the two functions

$$y = x \quad \text{and} \quad y = \cos(x).$$

Since the graphs of these functions intersect, it is obvious that there exists a value x such that $x = \cos(x)$. Furthermore, from Figure 4.1 it is obvious that this value of x is bigger than 0.6 and less than 0.8.

A simple approach that lets us compute the exact value of x is to use a **fixed-point iteration**. To this end, we define the sequence $(x_n)_{n \in \mathbb{N}}$ inductively as follows:

$$x_0 = 0 \quad \text{and} \quad x_{n+1} = \cos(x_n) \quad \text{for all } n \in \mathbb{N}.$$

With the help of the **Banach fixed-point theorem**¹ it can be shown that this sequence converges to a solution of the equation $x = \cos(x)$, i.e. if we define

$$\bar{x} = \lim_{n \rightarrow \infty} x_n,$$

then we have

$$\cos(\bar{x}) = \bar{x}.$$

Figure 4.2 on page 33 shows the program `solve.py` that uses this approach to solve the equation $x = \cos(x)$.

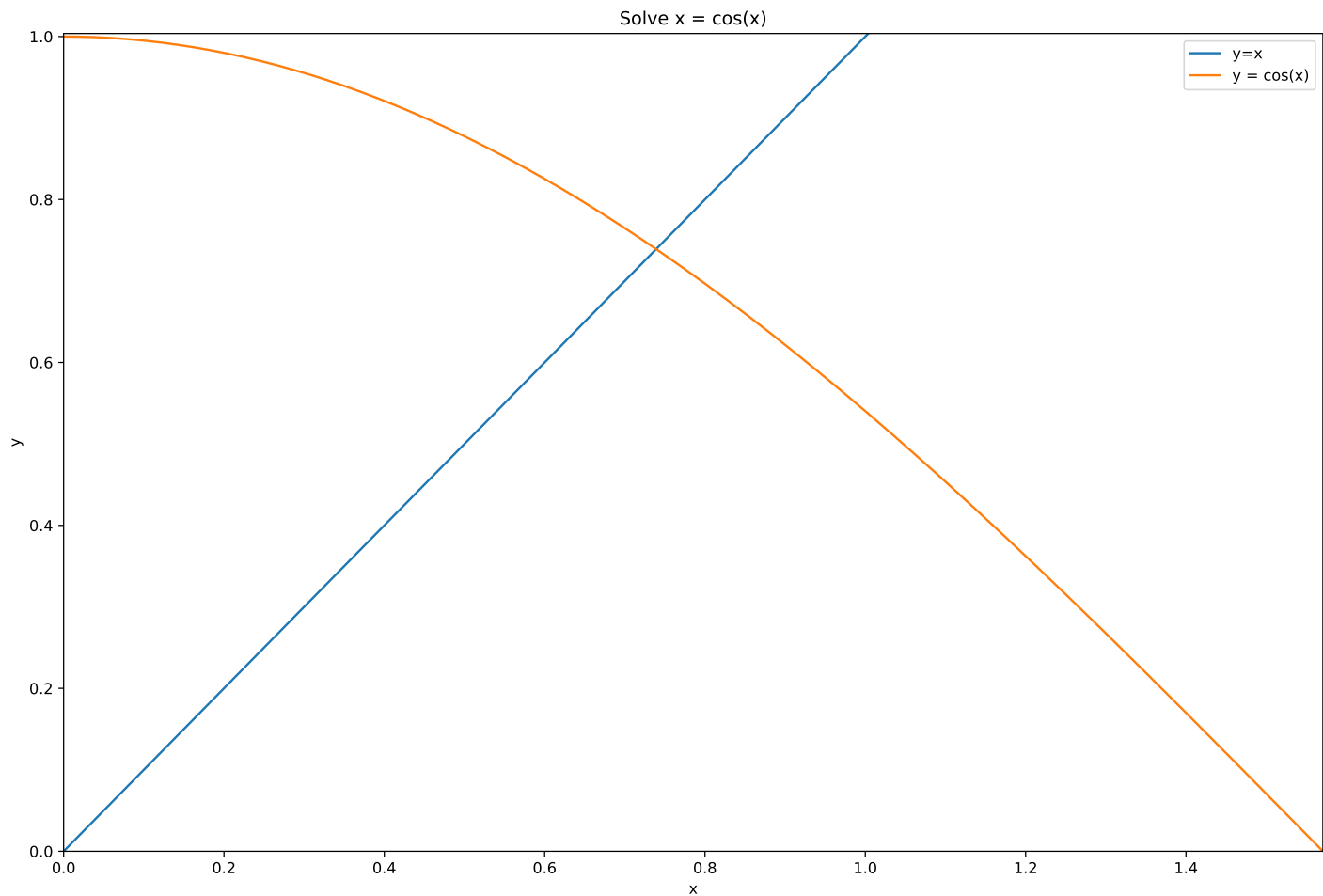
In this program, the iteration stops as soon as the difference between the variables `x` and `old_x` is less than $4 \cdot 10^{-16}$. Here, `x` corresponds to x_{n+1} , while `old_x` corresponds to x_n . Once the values of x_{n+1} and x_n are sufficiently close, the execution of the `while` loop terminates. `Fixed-Point-Iteration.ipynb` shows a *Jupyter* notebook that implements fixed point iteration.

Figure 4.3 on page 34 shows the program `fixpoint.py`. In this program we have implemented a function `solve` that takes two arguments.

1. `f` is a unary function. The purpose of the `solve` is to compute the solution of the equation

$$f(x) = x.$$

¹ The Banach fixed-point theorem is discussed in the lecture on **differential calculus**. This lecture is part of the second semester.



The functions $y = x$ and $y = \cos(x)$.

```

1  import math
2
3  x      = 1.0
4  old_x = 0.0
5  i      = 1
6  while abs(x - old_x) >= 4.0E-16:
7      old_x = x
8      x = math.cos(x)
9      print(f'{i} : {x}')
10     i += 1

```

Solving the equation $x = \cos(x)$ via fixed-point iteration.

```

1  from math import cos
2
3  def solve(f, x0):
4      """
5      Solve the equation f(x) = x using a fixed point iteration.
6      x0 is the start value.
7      """
8      x = x0
9      for n in range(10000): # at most 10000 iterations
10         oldX = x;
11         x = f(x);
12         if abs(x - oldX) < 1.0e-15:
13             return x;
14
15  print("solution to x = cos(x): ", solve(cos, 0));
16  print("solution to x = 1/(1+x):", solve(lambda x: 1/(1+x), 0));

```

A generic implementation of the fixed-point algorithm.

This equation is solved with the help of a fixed-point algorithm.

2. x_0 is used as the initial value for the fixed-point iteration.

Line 11 calls `solve` to compute the solution of the equation $x = \cos(x)$. Line 12 solves the equation

$$x = \frac{1}{1+x}.$$

This equation is equivalent to the quadratic equation $x^2 + x = 1$. Note that we have defined the function $x \mapsto \frac{1}{1+x}$ via the expression

`lambda x: 1/(1+x).`

This expression is called an [anonymous function](#) since we haven't given a name to the function.

Remark: The function `solve` is only able to solve the equation $f(x) = x$ if the function f is a [contraction mapping](#). A function $f : \mathbb{R} \rightarrow \mathbb{R}$ is called a [contraction mapping](#) iff

$$|f(x) - f(y)| < |x - y| \quad \text{for all } x, y \in \mathbb{R}.$$

This notion will be discussed in more detail in the lecture on [analysis](#) in the second semester. ◇

4.2 Case Study: Computation of Poker Probabilities

In this short section we are going to show how to compute probabilities for the [Texas Hold'em](#) variation of [poker](#). Texas Hold'em poker is played with a deck of 52 cards. Every card has a [value](#). This value is an element of the set

$$\text{Values} = \{2, 3, 4, 5, 6, 7, 8, 9, 10, \text{Jack}, \text{Queen}, \text{King}, \text{Ace}\}.$$

Furthermore, every card has a [suit](#). This suit is an element of the set

$$\text{Suits} = \{\clubsuit, \heartsuit, \diamondsuit, \spadesuit\}.$$

These suits are pronounced [club](#), [heart](#), [diamond](#), and [spade](#). As a card is determined by its value and its suit, a card can be represented as a pair $\langle v, s \rangle$, where v denotes the value while s is the suit of the card. Hence, the

set of all cards can be represented as the set

$$\text{Deck} = \{ \langle v, s \rangle \mid v \in \text{Values} \wedge s \in \text{Suits} \}.$$

At the start of a game of Texas Hold'em, every player receives two cards. These two cards are known as the **preflop** or the **hole**. Next, there is a **bidding phase** where players can bet on their cards. After this bidding phase, the dealer puts three cards open on the table. These three cards are known as **flop**. Let us assume that a player has been dealt the set of cards

$$\{ \langle 3, \clubsuit \rangle, \langle 3, \spadesuit \rangle \}.$$

This set of cards is known as a **pocket pair**. Then the player would like to know the probability that the flop will contain another card with value 3, as this would greatly increase her chance of winning the game. In order to compute this probability we have to compute the number of possible flops that contain a card with the value 3 and we have to divide this number by the number of all possible flops:

$$\frac{\text{number of flops containing a card with value 3}}{\text{number of all possible flops}}$$

The program **poker-triple.py** shown in Figure 4.4 performs this computation. We proceed to discuss this program line by line.

```

1  Values = { "2", "3", "4", "5", "6", "7", "8", "9", "T", "J", "Q", "K", "A" }
2  Suits  = { "c", "h", "d", "s" }
3  Deck   = { (v, s) for v in Values for s in Suits }
4  Hole   = { ("3", "c"), ("3", "s") }
5  Rest   = Deck - Hole
6  Flops  = { (k1, k2, k3) for k1 in Rest for k2 in Rest for k3 in Rest
7              if len({ k1, k2, k3 }) == 3
8              }
9  Trips  = { f for f in Flops if ("3", "d") in f or ("3", "h") in f }
10 print(len(Trips) / len(Flops))

```

Computing a probability in poker.

- In line 1 the set `Values` is defined to be the set of all possible values that a card can take. In defining this set we have made use of the following abbreviations:
 - "T" is short for "Ten",
 - "J" is short for "Jack",
 - "Q" is short for "Queen",
 - "K" is short for "King", and
 - "A" is short for "Ace".
- In line 2 the set `Suits` represents the possible suits of a card. Here, we have used the following abbreviations:
 - "c" is short for \clubsuit , which is pronounced as **club**,
 - "h" is short for \heartsuit , which is pronounced as **heart**,
 - "d" is short for \diamondsuit , which is pronounced as **diamond**, and
 - "s" is short for \spadesuit , which is pronounced as **spade**.
- Line 3 defines the set of all cards. This set is stored as the variable `Deck`. Every card is represented as a pair of the form $[v, s]$. Here, v is the value of the card, while s is its suit.

4. Line 4 defines the set `Ho1e`. This set represents the two cards that have been given to our player.
5. The remaining cards are defined as the variable `Rest` in line 5.
6. Line 6 computes the set of all possible flops. Since the order of the cards in the flop does not matter, we use sets to represent these flops. However, we have to take care that the flop does contain three **different** cards. Hence, we have to ensure that the three cards `k1`, `k2`, and `k3` that make up the flop satisfy the inequalities

$$k1 \neq k2, \quad k1 \neq k3, \quad \text{and} \quad k2 \neq k3.$$

These inequalities are satisfied if and only if the set $\{k1, k2, k3\}$ contains exactly three elements. Hence, when choosing `k1`, `k2`, and `k3` we have to make sure that the condition

$$\text{len}(\{k1, k2, k3\}) == 3$$

holds.

7. Line 9 computes the subset `Trips` of those flops that contain at least one card with a value of 3. As the 3 of clubs and the 3 of spades have already been dealt to our player, the only cards with value 3 that are left in the deck are the 3 of diamonds and the 3 of hearts. Therefore, we are looking for those flops that contain one of these two cards.
8. Finally, the probability for obtaining another card with a value of 3 in the flop is computed as the ratio of the number of flops containing a card with a value of 3 to the number of all possible flops.

When we run the program we see that the probability of improving a **pocket pair** on the flop to **trips** or better is about 11.8%. A *Jupyter* notebook showcasing this computation outlined above can be found at [Poker.ipynb](https://poker.ipynb).

Remark: The method to compute probabilities that has been sketched above only works if the sets that have to be computed are small enough to be retained in memory. If this condition is not satisfied we can use the *Monte Carlo method* to compute the probabilities instead. This method will be discussed in the lecture on **algorithms**.

4.3 Finding a Path in a Graph

In the following section, I will present an application that is more interesting since it is practically relevant. In order to prepare for this, we will now discuss the problem of finding a **path** in a **directed graph**. Abstractly, a graph consists of **vertices** and **edges** that connect these vertices. In an application, the vertices could be towns and villages, while the edges would be interpreted as one-way streets connecting these villages. To simplify matters, let us assume for now that the vertices are given as natural numbers. As the edges represent connections between vertices, the edges are represented as pairs of natural numbers. Then, the graph can be represented as the set of its edges, as the set of vertices is implicitly given once the edges are known. To make things concrete, let us consider an example. In this case, the set of edges is called R and is defined as follows:

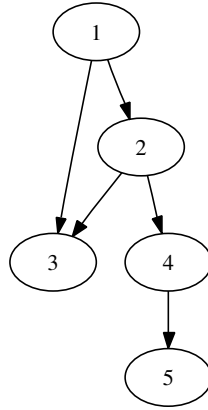
$$R = \{\langle 1, 2 \rangle, \langle 2, 3 \rangle, \langle 1, 3 \rangle, \langle 2, 4 \rangle, \langle 4, 5 \rangle\}.$$

In this graph, the set of vertices is given as

$$\{1, 2, 3, 4, 5\}.$$

This graph is shown in Figure 4.5 on page 37. You should note that the connections between vertices that are given in this graph are **unidirectional**: While there is a connection from vertex 1 to vertex 2, there is no connection from vertex 2 to vertex 1.

The graph given by the relation R contains only the direct connections of vertices. For example, in the graph shown in Figure 4.5, there is a direct connection from vertex 1 to vertex 2 and another direct connection from vertex 2 to vertex 4. Intuitively, vertex 4 is reachable from vertex 1, since from vertex 1 we can first reach vertex 2 and from vertex 2 we can then reach vertex 4. However, there is no direct connection between the vertices 1 and 4. To make this more formal, define a **path** of a graph R as a list of vertices



A simple graph.

$[x_1, x_2, \dots, x_n]$ such that $\langle x_i, x_{i+1} \rangle \in R$ for all $i = 1, \dots, n-1$.

In this case, the path $[x_1, x_2, \dots, x_n]$ is written as

$$x_1 \mapsto x_2 \mapsto \dots \mapsto x_n$$

and has the **length** $n-1$. It is important to note that the length of a path $[x_1, x_2, \dots, x_n]$ is defined as the number of edges connecting the vertices and not as the number of vertices appearing in the path.

Furthermore, two vertices a and b are said to be **connected** iff there exists a path

$$[x_1, \dots, x_n] \text{ such that } a = x_1 \text{ and } b = x_n.$$

The goal of this section is to develop an algorithm that checks whether two vertices a and b are connected. Furthermore, we want to be able to compute the corresponding path connecting the vertices a and b .

4.3.1 Computing the Transitive Closure of a Relation

We have already noted that a graph can be represented as the set of its edges and hence as a **binary relation**. A **binary relation** is defined as a set of pairs. We also need the notion of a **relational product**: If Q and R are binary relations, then the **relational product** $Q \circ R$ of Q and R is defined as

$$Q \circ R := \{ \langle x, z \rangle \mid \exists y : (\langle x, y \rangle \in Q \wedge \langle y, z \rangle \in R) \}.$$

Furthermore, for any $n \in \mathbb{N}^*$ we can define the n -th power R^n of the relation R by induction.

Base Case: $n = 1$.

$$R^1 := R$$

Induction Step: $n \mapsto n+1$

$$R^{n+1} := R^n \circ R.$$

In order to decide whether there is a path connecting two vertices we have to compute the **transitive closure** R^+ of a relation R . To understand this notion, we first need to define the concept of **transitivity**: A relation R is transitive if and only if the following holds:

$$\langle x, y \rangle \in T \wedge \langle y, z \rangle \in T \rightarrow \langle x, z \rangle \in T \quad \text{for all } x, y, z.$$

Now the **transitive closure** R^+ of a binary relation R is the **smallest** relation T such that the following conditions hold:

- R is a subset of T , i.e. we have $R \subseteq T$.
- T is transitive.

The lecture on [Lineare Algebra](#) gives a prove that the transitive closure R^+ of a binary relation can be computed as follows:

$$R^+ = \bigcup_{n=1}^{\infty} R^n = R^1 \cup R^2 \cup R^3 \cup \dots$$

Initially, this formula might look intimidating as it suggests an infinite computation. Fortunately, it turns out that we do not have to compute the powers R^n for every $n \in \mathbb{N}$. Let me explain the reason that allows us to cut the computation short.

1. R is the set of direct connections between two vertices.
2. R^2 is the same as $R \circ R$ and this relational product is defined as

$$R \circ R = \{ \langle x, z \rangle \mid \exists y: (\langle x, y \rangle \in R \wedge \langle y, z \rangle \in R) \}.$$

Hence, $R \circ R$ contains those pairs $\langle x, z \rangle$ that are connected via one intermediate vertex y , i.e. there is a path of the form $x \mapsto y \mapsto z$ that connects x and z . This path has length 2. In general, we can show by induction on n that R^n connect those pairs that are connected by a path of length n . The induction step of this proof runs as follows:

R^{n+1} is defined as $R^n \circ R$ and therefore we have

$$R^n \circ R = \{ \langle x, z \rangle \mid \exists y: \langle x, y \rangle \in R^n \wedge \langle y, z \rangle \in R \}.$$

As $\langle x, y \rangle \in R^n$, the induction hypothesis guarantees that the vertices x and y are connected by a path of length n . Hence, this path has the form

$$\underbrace{x \mapsto \dots \mapsto y}_{\text{path of length } n}.$$

Adding z at the end of this path will produce the path

$$x \mapsto \dots \mapsto y \mapsto z.$$

This path has a length of $n + 1$ and, furthermore, connects x and z . Hence R^{n+1} contains those pairs $\langle x, z \rangle$ that are connected by a path of length $n + 1$.

Now the important observation is the following. The set of all vertices is finite. For the arguments sake, let us assume there are k different vertices. But then every path that has a length of k or greater must contain at least one vertex that is visited more than once and hence this path is longer than necessary, i.e. there is a shorter path that connects the same vertices. Therefore, for a finite graph with k vertices, the formula to compute the transitive closure can be simplified as follows:

$$R^+ = \bigcup_{i=1}^{k-1} R^i.$$

While we could use this formula as it stands, it is more efficient to use a [fixed-point iteration](#) instead. To this end, we prove that the transitive closure R^+ satisfies the following equation:

$$R^+ = R \cup R^+ \circ R. \tag{4.1}$$

The precedence of the operator \circ is higher than the precedence of the operator \cup . Therefore, the expression $R \cup R^+ \circ R$ is equivalent to the expression $R \cup (R^+ \circ R)$. Equation 4.1 can be proven algebraically. We have:

$$\begin{aligned}
& R \cup R^+ \circ R \\
&= R \cup \left(\bigcup_{i=1}^{\infty} R^i \right) \circ R \\
&= R \cup (R^1 \cup R^2 \cup R^3 \cup \dots) \circ R \\
&= R \cup (R^1 \circ R \cup R^2 \circ R \cup R^3 \circ R \cup \dots) \\
&= R \cup (R^2 \cup R^3 \cup R^4 \cup \dots) \\
&= R^1 \cup (R^2 \cup R^3 \cup R^4 \cup \dots) \\
&= \bigcup_{i=1}^{\infty} R^i \\
&= R^+.
\end{aligned}$$

Equation 4.1 can now be used to compute R^+ via a fixed-point iteration. To this end, let us define a sequence of relations $(T_n)_{n \in \mathbb{N}}$ by induction on n :

I.A. $n = 0$:

$$T_0 = R$$

I.S. $n \mapsto n + 1$:

$$T_{n+1} = R \cup T_n \circ R.$$

The relation T_n can be expressed via the relation R , we have

1. $T_0 = R.$
2. $T_1 = R \cup T_0 \circ R = R \cup R \circ R = R^1 \cup R^2.$
3. $T_2 = R \cup T_1 \circ R$
 $= R \cup (R^1 \cup R^2) \circ R$
 $= R^1 \cup R^2 \cup R^3.$

In general, we can show by induction that

$$T_n = \bigcup_{i=1}^{n+1} R^i$$

holds for all $n \in \mathbb{N}$. The base case of this proof is immediate from the definition of T_0 . In the induction step we observe the following:

$$\begin{aligned}
T_{n+1} &= R \cup T_n \circ R && \text{(by definition)} \\
&= R \cup \left(\bigcup_{i=1}^{n+1} R^i \right) \circ R && \text{(by induction hypothesis)} \\
&= R \cup (R \cup \dots \cup R^{n+1}) \circ R \\
&= R^1 \cup R^2 \cup \dots \cup R^{n+2} && \text{(by the distributivity of } \circ \text{ over } \cup) \\
&= \bigcup_{i=1}^{n+2} R^i && \square
\end{aligned}$$

The sequence $(T_n)_{n \in \mathbb{N}}$ has another useful property: It is **monotonically increasing**. In general, a sequence of sets $(X_n)_{n \in \mathbb{N}}$ is called **monotonically increasing** iff we have

$$\forall n \in \mathbb{N} : X_n \subseteq X_{n+1},$$

i.e. the sets X_n get bigger with growing index n . The monotonicity of the sequence $(T_n)_{n \in \mathbb{N}}$ is an immediate

consequence of the equation

$$T_n = \bigcup_{i=1}^{n+1} R^i$$

because we have:

$$\begin{aligned} T_n &\subseteq T_{n+1} \\ \Leftrightarrow \bigcup_{i=1}^{n+1} R^i &\subseteq \bigcup_{i=1}^{n+2} R^i \\ \Leftrightarrow \bigcup_{i=1}^{n+1} R^i &\subseteq \bigcup_{i=1}^{n+1} R^i \cup R^{n+2} \end{aligned}$$

If the relation R is finite, then the transitive closure R^+ is finite, too. The sets T_n are all subsets of R^+ because we have

$$T_n = \bigcup_{i=1}^{n+1} R^i \subseteq \bigcup_{i=1}^{\infty} R^i = R^+ \quad \text{for all } n \in \mathbb{N}.$$

Hence the sets T_n can not grow indefinitely. Because of the monotonicity of the sequence $(T_n)_{n \in \mathbb{N}}$ it follows that there exists an index $k \in \mathbb{N}$ such that the sets T_n do not grow any further once n has reached k , i.e. we have

$$\forall n \in \mathbb{N} : (n \geq k \rightarrow T_n = T_k).$$

But this implies that

$$T_n = \bigcup_{i=1}^{n+1} R^i = \bigcup_{i=1}^{\infty} R^i = R^+ \quad \text{holds for all } n \geq k.$$

Therefore, the algorithm for computing R^+ iterates the equation

$$T_{n+1} = R \cup T_n \circ R$$

until the equation $T_{n+1} = T_n$ is satisfied, since this implies that $T_n = R^+$.

The program `transitive-closure.py` that is shown in Figure 4.6 on page 41 shows an implementation of this idea. The program produces the following output:

```
R = {(1, 2), (1, 3), (4, 5), (2, 3), (2, 4)}
Computing the transitive closure of R:
R+ = {(1, 2), (1, 3), (4, 5), (1, 4), (1, 5), (2, 3), (2, 5), (2, 4)}
```

The transitive closure R^+ of a relation R has a very intuitive interpretation: It contains all pairs $\langle x, y \rangle$ such that there is a path leading from x to y . The function `product(R_1, R_2)` computes the relational product $R_1 \circ R_2$ according to the formula

$$R_1 \circ R_2 = \{ \langle x, z \rangle \mid \exists y : (\langle x, y \rangle \in R_1 \wedge \langle y, z \rangle \in R_2) \}.$$

4.3.2 Computing the Paths

So far, given a graph represented by a relation R and two vertices x and y , we can only check whether there is a path leading from x to y , but we cannot compute this path. In this subsection we will extend the procedure `transClosure` so that it will also compute the corresponding path. The main idea is to extend the notion of a relational product to the notion of a **path product**, where a **path product** is defined on sets of paths. In order to do so, we introduce three functions for tuples.

1. Given a tuple T , the function `first(T)` returns the first element of T :

```

1  def product(R1, R2):
2      "Compute the relational product of R1 and R2."
3      return { (x, z) for (x, y1) in R1 for (y2, z) in R2 if y1 == y2 }
4
5  def transClosure(R):
6      "Compute the transitive closure of the binary relation R."
7      T = R
8      while True:
9          oldT = T
10         T = product(R,T).union(R)
11         if T == oldT:
12             return T
13
14  R = { (1,2), (2,3), (1,3), (2,4), (4,5) }
15  print( "R = ", R );
16  print( "Computing the transitive closure of R:" );
17  T = transClosure(R);
18  print( "R+ = ", T );

```

Computing the transitive closure.

$$\text{first}(\langle x_1, \dots, x_m \rangle) = x_1.$$

2. Given a tuple T , the function $\text{last}(T)$ returns the last element of T :

$$\text{last}(\langle x_1, \dots, x_m \rangle) = x_m.$$

3. If $S = \langle x_1, \dots, x_m \rangle$ and $T = \langle y_1, \dots, y_n \rangle$ are two tuples such that $\text{first}(S) = \text{last}(S)$, we define the [join](#) $S \oplus T$ of S and T as

$$S \oplus T = \langle x_1, \dots, x_m, y_2, \dots, y_n \rangle.$$

If \mathcal{P}_1 and \mathcal{P}_2 are sets of tuples representing paths, we define the [path product](#) of \mathcal{P}_1 and \mathcal{P}_2 as follows:

$$\mathcal{P}_1 \bullet \mathcal{P}_2 = \{ T_1 \oplus T_2 \mid T_1 \in \mathcal{P}_1 \wedge T_2 \in \mathcal{P}_2 \wedge \text{last}(T_1) = \text{first}(T_2) \}.$$

Using the notion of a [path product](#) we are able to extend the program shown in Figure 4.6 such that it computes all paths between two vertices. The resulting program [path.py](#) is shown in Figure 4.7 on page 42. Unfortunately, the program does not work any more if the graph is [cyclic](#). A graph is defined to be [cyclic](#) if there is a path of length greater than 1 that starts and ends at the same vertex. This path is then called a [cycle](#). Figure 4.8 on page 42 shows a cyclic graph. This graph is cyclic because it contains the path

$$\langle 1, 2, 4, 1 \rangle$$

and this path is a cycle. The problem with this graph is that it contains an infinite number of paths that connect the vertex 1 with the vertex 2:

$$\langle 1, 2 \rangle, \langle 1, 2, 4, 1, 2 \rangle, \langle 1, 2, 4, 1, 2, 4, 1, 2 \rangle, \langle 1, 2, 4, 1, 2, 4, 1, 2, 4, 1, 2 \rangle, \dots$$

Of course, there is no point in computing a path that visits a vertex more than once as these paths contain cycles. Our goal is to eliminate all those paths that contain cycles.

Figure 4.9 on page shows how the implementation of the function `pathProduct` has to be changed so that the resulting program [path-cyclic.py](#) works also for cyclic graphs.

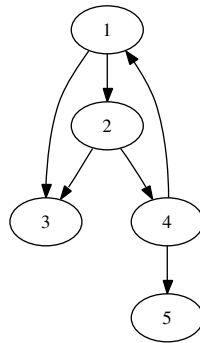
1. In line 2 and 3, we compute only those paths that are not cyclic.
2. Line 6 defines a function `noCycle` that tests, whether the join $T_1 \oplus T_2$ is cyclic. The join of T_1 and T_2 is cyclic iff the tuples T_1 and T_2 have more than one common element. The tuples T_1 and T_2 will always

```

1  def findPaths(R):
2      P = R;
3      while True:
4          oldP = P
5          P = R.union(pathProduct(P, R))
6          if P == oldP:
7              return P
8
9  def pathProduct(P, Q):
10     return { join(S, T) for S in P for T in Q if S[-1] == T[0] }
11
12 def join(S, T):
13     return S + T[1:]
14
15 R = { (1,2), (2,3), (1,3), (2,4), (4,5) }
16 print("R = ", R)
17 print("Computing all paths:" )
18 P = findPaths(R)
19 print("P = ", P)

```

Computing all connections.



A graph with a cycle.

```

1  def pathProduct(P, Q):
2      return { join(S, T) for S in P for T in Q
3              if S[-1] == T[0] and noCycle(S, T)
4              }
5
6  def noCycle(T1, T2):
7      return len({ x for x in T1 }.intersection({ x for x in T2 })) == 1

```

Computing the connections in a cyclic graph.

have at least one common element, as we join these tuples only if the last element of T1 is equal to the first element of T2. If there would be an another vertex common to both T1 and T2, then the path $T1 \oplus T2$ would be cyclic.

In general, we are not really interested to compute all possible paths between two given vertices x and

y. Instead, we just want to compute the shortest path leading from `x` to `y`. Figure 4.10 on page 44 shows the procedure `reachable`. This procedure takes three arguments:

1. `start` and `goal` are vertices of a graph.
2. `R` is a binary relation representing a directed graph.

The call `reachable(start, goal, R)` checks whether `start` and `goal` are connected and, furthermore, computes the shortest path from `start` to `goal`, provided such a path exists. The complete program can be found in the file `find_path.py`. Next, we discuss the implementation of the procedure `reachable`.

1. Line 2 initializes the set `P`. After n iterations, this set will contain all paths that start with the vertex `start` and that have a length of at most n .
Initially, there is just the trivial path $\langle \text{start} \rangle$ that starts with vertex `start` and has length 0.
2. Line 5 tries to extend all previously computed paths by one step.
3. Line 6 selects all those paths from the set `P` that lead to the vertex `goal`. These paths are stored in the set `Found`.
4. Line 7 checks whether we have indeed found a path ending at `goal`. This is the case if the set `Found` is not empty. In this case, we return any of these paths.
5. If we have not yet found the vertex `goal` and, furthermore, we have not been able to find any new paths during this iteration, the procedure returns in line 10. As the `return` statement in line 11 does not return a value, the procedure will instead return the value `None`.

The procedure call `reachable(start, goal, R)` will compute the **shortest** path connecting `start` and `goal` because it computes path with increasing length. The first iteration computes all paths starting in `start` that have a length of at most 1, the second iteration computes all paths starting in `start` that have a length of at most 2, and in general the n -th iteration computes all paths starting in `start` that have a length of at most n . Hence, if there is a path of length n , then this path will be found in the n -iteration unless a shorter path has already been found in a previous iteration.

Remark: The algorithm described above is known as **breadth first search**. ◇

4.3.3 The Wolf, the Goat, and the Cabbage

Next, we present an application of the theory developed so far. We solve a problem that has puzzled the greatest agricultural economists for centuries. The puzzle we want to solve is known as the **wolf-goat-cabbage puzzle**:

An agricultural economist has to sell a wolf, a goat, and a cabbage on a market place. In order to reach the market place, she has to cross a river. The boat that she can use is so small that it can only accommodate either the goat, the wolf, or the cabbage in addition to the agricultural economist. Now if the agricultural economist leaves the wolf alone with the goat, the wolf will eat the goat. If, instead, the agricultural economist leaves the goat with the cabbage, the goat will eat the cabbage. Is it possible for the agricultural economist to develop a schedule that allows her to cross the river without either the goat or the cabbage being eaten?

In order to compute a schedule, we first have to model the problem. The various **states** of the problem will be regarded as **vertices** of a graph and this graph will be represented as a binary relation. To this end we define the set

```
All = {'farmer', 'wolf', 'goat', 'cabbage'}
```

```

1  def reachable(start, goal, R):
2      P = { (start,) }
3      while True:
4          oldP = P
5          P = P.union(path_product(P, R))
6          Found = { T for T in P if T[-1] == goal }
7          if Found != set():
8              return Found.pop()
9          if P == oldP:
10             return
11
12 def path_product(P, R):
13     return set( add(T1, T2) for T1 in P for T2 in R
14                 if T1[-1] == T2[0] and noCycle(T1, T2)
15                 )
16
17 def noCycle(T1, T2):
18     return len(set(T1).intersection(set(T2))) == 1
19
20 def add(T, P):
21     return T + (P[-1],)

```

Finding the shortest path between two vertices.

Every node will be represented as a subset S of the set $A11$. The idea is that the set S specifies those objects that are on the left side of the river. We assume that initially the farmer and his goods are on the left side of the river. Therefore, the set of all possible states can be defined as the set

$$\text{States} = \{S \text{ for } S \text{ in power}(A11) \text{ if not problem}(S) \text{ and not problem}(A11-S)\}$$

Here, we have used the procedure `problem` to check whether a given set S has a problem. Note that since S is the set of objects on the left side, the expression $A11-S$ computes the set of objects on the right side of the river.

Next, a set S of objects has a problem if both of the following conditions are satisfied:

1. The farmer is not an element of S and
2. either S contains both the goat and the cabbage or S contains both the wolf and the goat.

Therefore, we can implement the function `problem` as follows:

```

def problem(S):
    return ("farmer" not in S) and \
           ((("goat" in S and "cabbage" in S) or # goat eats cabbage
            ("wolf" in S and "goat" in S) ) # wolf eats goat

```

We proceed to compute the relation R that contains all possible transitions between different states. We will compute R using the formula:

$$R = R1 + R2;$$

Here $R1$ describes the transitions that result from the farmer crossing the river from left to right, while $R2$ describes the transitions that result from the farmer crossing the river from right to left. We can define the relation $R1$ as follows:

$$R1 = \{ (S, S-B) \text{ for } S \text{ in States for } B \text{ in power}(S) \\ \text{if } S-B \text{ in States and 'farmer' in } B \text{ and len}(B) \leq 2 \}$$

Let us explain this definition in detail:

1. Initially, S is the set of objects on the left side of the river. Hence, S is an element of the set of all states that we have defined as P .
2. B is the set of objects that are put into the boat and that do cross the river. Of course, for an object to go into the boat it has to be on the left side of the river to begin with. Therefore, B is a subset of S and hence an element of the power set of S .
3. Then $S-B$ is the set of objects that are left on the left side of the river after the boat has crossed. Of course, the new state $S-B$ has to be a state that does not have a problem. Therefore, we check that $S-B$ is an element of $States$.
4. Furthermore, the farmer has to be inside the boat. This explains the condition

`'farmer' in B.`

5. Finally, the boat can only have two passengers. Therefore, we have added the condition

`len(B) <= 2.`

Next, we have to define the relation $R2$. However, as crossing the river from right to left is just the reverse of crossing the river from left to right, $R2$ is just the [inverse](#) of $R1$. Hence we define:

`R2 = { (S2, S1) for (S1, S2) in R1 }`

Next, the relation R is the union of $R1$ and $R2$:

`R = R1.union(R2)`

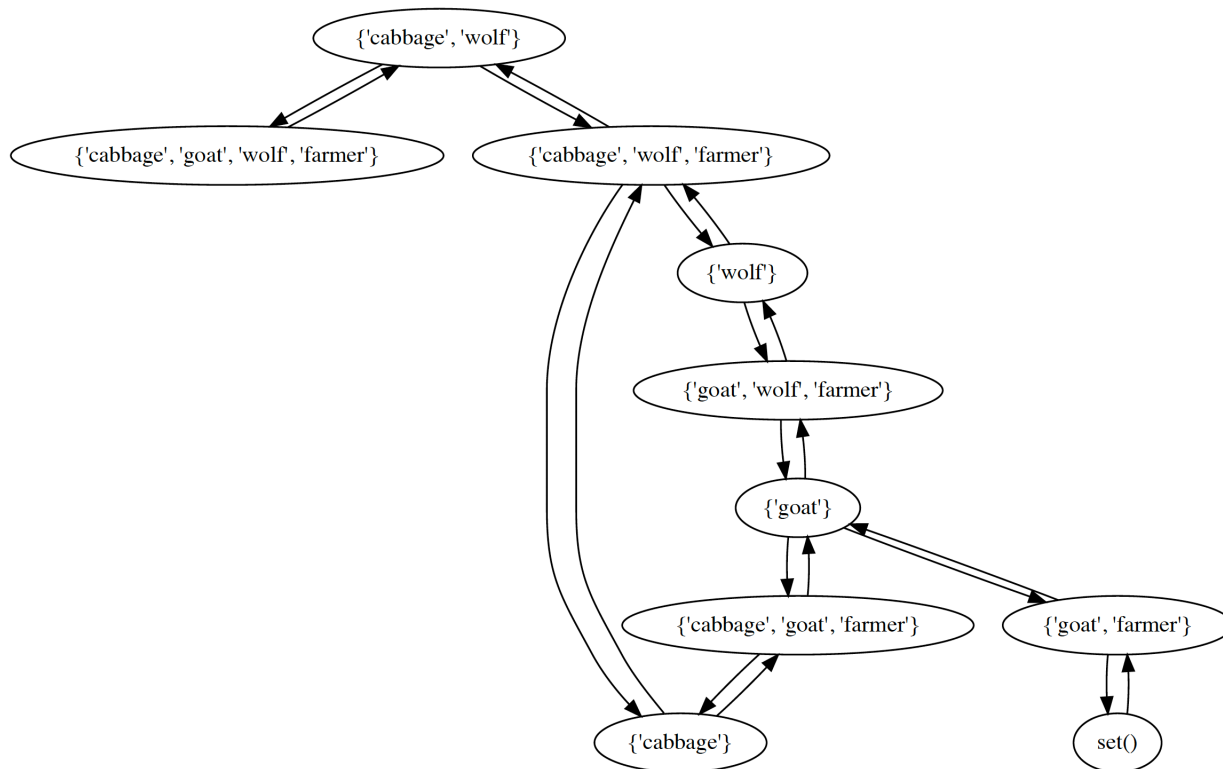
Finally, the start state has all objects on the left side. Therefore, we have

`start = All`

In the end, all objects have to be on the right side of the river. That means that nothing is left on the left side. Therefore, we define

`goal = {}`

Figure 4.12 on page 46 shows the program `wolf-goat-cabbage.py` that combines the statements shown so far. The solution computed by this program is shown in Figure 4.13.



The relation R shown as a directed graph.

```

1  def problem(S):
2      return ('farmer' not in S) and \
3          (('goat' in S and 'cabbage' in S) or # goat eats cabbage
4          ('wolf' in S and 'goat' in S) ) # wolf eats goat
5
6  All = frozenset( {'farmer', 'wolf', 'goat', 'cabbage'} )
7  R1 = { (S, S - B) for S in States for B in power(S)
8          if S - B in States and 'farmer' in B and len(B) <= 2
9          }
10 R2 = { (S2, S1) for (S1, S2) in R1 }
11 R = R1.union(R2)
12 start = All
13 goal = frozenset()
14 Path = findPath(start, goal, R)

```

Solving the wolf-goat-cabbage problem.

```

1  {"cabbage", "farmer", "goat", "wolf"}                                {}
2                                >>>> {"farmer", "goat"} >>>>
3  {"cabbage", "wolf"}                                                {"farmer", "goat"}
4                                <<<< {"farmer"} <<<<
5  {"cabbage", "farmer", "wolf"}                                        {"goat"}
6                                >>>> {"farmer", "wolf"} >>>>
7  {"cabbage"}                                                        {"farmer", "goat", "wolf"}
8                                <<<< {"farmer", "goat"} <<<<
9  {"cabbage", "farmer", "goat"}                                        {"wolf"}
10                               >>>> {"cabbage", "farmer"} >>>>
11  {"goat"}                                                            {"cabbage", "farmer", "wolf"}
12                               <<<< {"farmer"} <<<<
13  {"farmer", "goat"}                                                  {"cabbage", "wolf"}
14                               >>>> {"farmer", "goat"} >>>>
15  {}                                                                  {"cabbage", "farmer", "goat", "wolf"}

```

A schedule for the agricultural economist.

4.4 Symbolic Differentiation

In this section we will develop a program that reads an arithmetic expression like

`"x * exp(x)",`

interprets this string as describing the real valued function

$$x \mapsto x \cdot \exp(x),$$

and then takes the derivative of this function with respect to the variable x . In order to specify the input of this program more clearly, we first define the notion of an [arithmetic expression](#) inductively.

1. Every number $c \in \mathbb{R}$ is an arithmetic expression.
2. Every variable v is an arithmetic expression.
3. If s and t are arithmetic expressions, then

$$s + t, \quad s - t, \quad s * t, \quad s / t, \quad \text{and} \quad s ** t$$

are arithmetic expressions. Here $s ** t$ is interpreted as s^t .

4. If e is an arithmetic expression, then both

$$\exp(e) \quad \text{and} \quad \ln(e)$$

are arithmetic expressions.

We want to implement a function `diff` that takes two arguments:

1. The first argument `expr` is an arithmetic expression.
2. The second argument `var` is the name of a variable.

The function call `diff(expr, var)` will then compute the derivative of `expr` with respect to the variable `var`. For example, the function call `diff("x*exp(x)", "x")` will compute the output

`"1*exp(x) + x*exp(x)"`

because we have:

$$\frac{d}{dx}(x \cdot e^x) = 1 \cdot x + x \cdot e^x$$

It would be very tedious to **represent** arithmetic expressions as strings. Instead, we will represent arithmetic expressions as **nested tuples**. The notion of a *nested tuple* is defined inductively:

- $\langle x_1, x_2, \dots, x_n \rangle$ is a nested tuple if each of the components x_i is either a number, a string, or is itself a nested tuple.

For example, the arithmetic expression “ $x \cdot \exp(x)$ ” is represented as the nested tuple

$$\langle " * ", "x", \langle "exp", "x" \rangle \rangle.$$

In order to be able to convert string into nested tuples, we need a **parser**. A parser is a program that takes a string as input and transforms this string into a nested tuple, which is then returned as a result. I have implemented a parser in the file “`exprParser.py`”. The details of the implementation of this parser will be discussed in the lecture on algorithms.

The function `diff` that is shown in Figure 4.14 on page 50 is part of the program `diff.py`. This function is called with one argument: The argument `e` is an arithmetic expression. The function `diff` interprets its argument `e` as a function of the variable `x`. We take the **derivative** of this function with respect to the variable `x`. For example, in order to compute the derivative of the function

$$x \mapsto x^x,$$

we can call the function `diff` as follows:

```
diff("x ** x").
```

Let us now discuss the implementation of the function `diff` in more detail.

1. The lines 3 - 6 implement the rule:

$$\frac{d}{dx}(f(x) + g(x)) = \frac{d}{dx}f(x) + \frac{d}{dx}g(x)$$

2. Line 7 - 10 implement the rule:

$$\frac{d}{dx}(f(x) - g(x)) = \frac{d}{dx}f(x) - \frac{d}{dx}g(x)$$

3. Line 11 - 14 deals with the case where `e` is a product. The **product rule** is

$$\frac{d}{dx}(f(x) \cdot g(x)) = \left(\frac{d}{dx}f(x)\right) \cdot g(x) + f(x) \cdot \left(\frac{d}{dx}g(x)\right)$$

4. Line 15 - 17 deals with the case where `e` is a quotient. The **quotient rule** is

$$\frac{d}{dx}\left(\frac{f(x)}{g(x)}\right) = \frac{\left(\frac{d}{dx}f(x)\right) \cdot g(x) - f(x) \cdot \left(\frac{d}{dx}g(x)\right)}{g(x) \cdot g(x)}$$

5. Line 19 - 21 deals with the case where `e` is a power. Now in order to take the derivative of an expression of the form

$$f(x)^{g(x)}$$

we first need to rewrite this expression using the following trick:

$$f(x)^{g(x)} = \exp(\ln(f(x)^{g(x)})) = \exp(g(x) \cdot \ln(f(x)))$$

Then, we can recursively call `diff` for this expression. This works, because the function `diff` can deal with both the exponential function $x \mapsto \exp(x)$ and with the natural logarithm $x \mapsto \ln(x)$. This rewriting is done in line 21.

6. Line 22-25 deals with the case where e has the form

$$\ln(f(x))$$

In order to take the derivative of this expression, we first need to know the derivative of the natural logarithm. This derivative is given as

$$\frac{d}{dx} \ln(x) = \frac{1}{x}$$

Then, using the **chain rule** we have that

$$\frac{d}{dx} \ln(f(x)) = \frac{\frac{d}{dx} f(x)}{f(x)}$$

7. Line 26 - 29 deals with the case where e has the form $\exp(f(x))$. In order to take the derivative of this expression, we first need to know the derivative of the **exponential function**. This derivative is given as

$$\frac{d}{dx} \exp(x) = \exp(x)$$

Then, using the **chain rule** we have that

$$\frac{d}{dx} \exp(f(x)) = \left(\frac{d}{dx} f(x) \right) \cdot \exp(f(x))$$

8. Line 30-31 deals with the case where e is a variable and happens to be the same variable as x . This is checked using the condition $e == x$. As we have

$$\frac{dx}{dx} = 1,$$

the function `diff` returns 1 in this case.

9. Otherwise, the expression is assumed to be a constant and hence we return 0.

In order to test this function we can implement a function `test` as shown in Figure 4.15. Then the expression

```
diff("x ** x")
```

yields the result:

$$d/dx x ** x = (1 * \ln(x) + x * 1/x) * \exp(x * \ln(x))$$

This shows that

$$\frac{d}{dx} x^x = (\ln(x) + 1) \cdot \exp(x \cdot \ln(x)) = (\ln(x) + 1) \cdot x^x.$$

```

1  def diff(e):
2      "differentiate the expressions e with respect to the variable x"
3      if e[0] == '+':
4          f , g  = e[1:]
5          fs, gs = diff(f), diff(g)
6          return ('+', fs, gs)
7      if e[0] == '-':
8          f , g  = e[1:]
9          fs, gs = diff(f), diff(g)
10         return ('-', fs, gs)
11     if e[0] == '*':
12         f , g  = e[1:]
13         fs, gs = diff(f), diff(g)
14         return ('+', ('*', fs, g), ('*', f, gs))
15     if e[0] == '/':
16         f , g  = e[1:]
17         fs, gs = diff(f), diff(g)
18         return ('/', ('-', ('*', fs, g), ('*', f, gs)), ('*', g, g))
19     if e[0] == '**':
20         f , g  = e[1:]
21         return diff(('exp', ('*', g, ('ln', f))))
22     if e[0] == 'ln':
23         f  = e[1]
24         fs = diff(f)
25         return ('/', fs, f)
26     if e[0] == 'exp':
27         f  = e[1]
28         fs = diff(f)
29         return ('*', fs, e)
30     if e == 'x':
31         return '1'
32     return 0

```

A function for symbolic differentiation

```

1  import exprParser as ep
2
3  def test(s):
4      t = ep.ExprParser(s).parse()
5      d = diff(t)
6      print(f"d/dx {s} = {ep.toString(d)}")

```

Testing symbolic differentiation.

Kapitel 5

Grenzen der Berechenbarkeit

In jeder Disziplin der Wissenschaft wird die Frage gestellt, welche **Grenzen** die verwendeten Methoden haben. Wir wollen daher in diesem Kapitel beispielhaft ein Problem untersuchen, bei dem die Informatik an ihre Grenzen stößt. Es handelt sich um das **Halte-Problem**.

5.1 Das Halte-Problem

Das **Halte-Problem** ist die Frage, ob eine gegebene Funktion f für eine bestimmte Eingabe x **terminiert**, ob also der Aufruf $f(x)$ ein Ergebnis liefert oder sich in eine Endlos-Schleife verabschiedet. Bevor wir formal beweisen, dass das Halte-Problem im Allgemeinen **unlösbar** ist, wollen wir versuchen, anschaulich zu verstehen, warum dieses Problem schwer sein muss. Dieser informalen Betrachtung des Halte-Problems ist der nächste Abschnitt gewidmet. Im Anschluss an diesen Abschluss beweisen wir dann formal die **Unlösbarkeit** des Halte-Problems.

5.1.1 Informale Betrachtungen zum Halte-Problem

Um zu verstehen, warum das Halte-Problem schwer ist, betrachten wir das in Abbildung 5.1 gezeigte Programm. Dieses Programm ist dazu gedacht, die **Legendresche Vermutung** zu überprüfen. Der französische Mathematiker **Adrien-Marie Legendre** (1752 — 1833) hatte vor etwa 200 Jahren die Vermutung aufgestellt, dass zwischen zwei Quadrat-Zahlen immer eine Primzahl liegt. Die Frage, ob diese Vermutung richtig ist, ist auch heute noch unbeantwortet. Die in Abbildung 5.1 definierte Funktion `legendre(n)` überprüft für eine gegebene positive natürliche Zahl n , ob zwischen n^2 und $(n+1)^2$ eine Primzahl liegt. Falls dies, wie von Legendre vermutet, der Fall ist, gibt die Funktion als Ergebnis `True` zurück, andernfalls wird `False` zurück gegeben. Die Funktion `legendre` ist mit Hilfe der Funktion `is_prime` definiert. Für eine natürliche Zahl k liefert `is_prime(k)` genau dann den Wert `True` zurück, wenn k eine Primzahl ist. Dazu überprüft die Funktion `is_prime(k)` ob die Menge der Teiler von k mit der Menge die Menge $\{1, k\}$ übereinstimmt. Die Menge der Teiler wird mit Hilfe der Funktion `divisors` berechnet.

Abbildung 5.1 enthält darüber hinaus die Definition der Funktion `findCounterExample(n)`, die versucht, für eine gegebene positive natürliche Zahl n eine Zahl $k \geq n$ zu finden, so dass zwischen k^2 und $(k+1)^2$ keine Primzahl liegt. Die Idee bei der Implementierung dieser Funktion ist einfach: Zunächst überprüfen wir durch den Aufruf `legendre(n)`, ob zwischen n^2 und $(n+1)^2$ eine Primzahl liegt. Falls dies der Fall ist, untersuchen wir anschließend das Intervall von $(n+1)^2$ bis $(n+2)^2$, dann das Intervall von $(n+2)^2$ bis $(n+3)^2$ und so weiter, bis wir schließlich eine Zahl m finden, so dass zwischen m^2 und $(m+1)^2$ keine Primzahl liegt. Falls Legendre Recht hatte, werden wir nie ein solches k finden und in diesem Fall wird der Aufruf `findCounterExample(2)` nicht terminieren.

Nehmen wir nun an, wir hätten ein schlaues Programm, nennen wir es `stops`, das als Eingabe eine *Python* Funktion f und ein Argument a verarbeitet und das uns die Frage, ob die Berechnung von $f(a)$ terminiert, beantworten kann. Die Idee wäre, dass die Funktion `stops` die folgende Spezifikation erfüllt:

```

1  def legendre(n):
2      k = n * n + 1;
3      while k < (n + 1) ** 2:
4          if is_prime(k):
5              return True
6          k += 1
7      return False
8
9  def is_prime(k):
10     return divisors(k) == {1, k}
11
12 def divisors(k):
13     return { t for t in range(1, k+1) if k % t == 0 }
14
15 def find_counter_example(n):
16     while True:
17         if legendre(n):
18             n = n + 1
19         else:
20             print(f'Eureka! No prime between {n}**2 and {n+1}**2!')
21             return

```

Eine Funktion zur Überprüfung der von Legendre aufgestellten Vermutung.

$\text{stops}(f, a) = \text{true}$ g.d.w. der Aufruf $f(a)$ terminiert.

Falls der Aufruf $f(a)$ nicht terminiert, sollte stattdessen $\text{stops}(f, a) = \text{false}$ gelten. Wenn wir eine solche Funktion stops hätten, dann könnten wir

```
stops(findCounterExample, 1)
```

aufrufen und wüssten anschließend, ob die Vermutung von Legendre wahr ist oder nicht: Wenn

```
stops(findCounterExample, 1) = true
```

ist, dann würde das heißen, dass der Funktions-Aufruf $\text{findCounterExample}(1)$ terminiert. Das passiert aber nur dann, wenn ein Gegenbeispiel gefunden wird. Würde der Aufruf

```
stops(findCounterExample, 1)
```

stattdessen den Wert false zurück liefern, so könnten wir schließen, dass der Aufruf $\text{findCounterExample}(1)$ nicht terminiert. Mithin würde die Funktion $\text{findCounterExample}$ kein Gegenbeispiel finden und damit wäre klar, dass die von Legendre aufgestellte Vermutung wahr ist.

Es gibt eine Reihe weiterer offener mathematischer Probleme, die alle auf die Frage abgebildet werden können, ob eine gegebene Funktion terminiert. Daher zeigen die vorhergehenden Überlegungen, dass es sehr nützlich wäre, eine Funktion wie stops zur Verfügung zu haben. Andererseits können wir an dieser Stelle schon ahnen, dass die Implementierung der Funktion stops nicht ganz einfach sein kann.

5.1.2 Formale Analyse des Halte-Problems

Wir werden in diesem Abschnitt beweisen, dass das Halte-Problem unlösbar ist. Dazu führen wir den Begriff einer [Test-Funktion](#) ein.

Definition 1 (Test-Funktion) Ein String t ist genau dann eine *Test-Funktion* mit Namen f , wenn t die Form

```
"""
def f(x):
    body
"""
```

hat und sich als Python-Funktion parsen lässt. Die Variable *body* steht hier für den Rumpf der Test-Funktion. Die Menge der Test-Funktionen bezeichnen wir mit *TF*. \diamond

Beispiele:

```
1. s1 := """
    def zero(x):
        return 0
    """
```

s_1 ist eine (sehr einfache) Test-Funktion mit dem Name *zero*.

```
2. s2 := """
    def loop(x):
        while True:
            x = x + 1
    """
```

s_2 ist eine Test-Funktion mit dem Name *loop*.

```
3. s3 := """
    def buggy(x):
        while True:
            ++x
    """
```

s_3 ist keine Test-Funktion, denn da *Python* den Präfix-Operator “++” nicht unterstützt, lässt sich der String s_3 nicht fehlerfrei als *Python* parsen.

```
4. s4 := """
    def sum(x, y):
        while True:
            return x + y
    """
```

s_4 ist keine Test-Funktion, denn ein String ist nur dann eine Test-Funktion, wenn die durch den String definierte Funktion mit **genau einen** Parameter aufgerufen wird.

Um das Halte-Problem übersichtlicher formulieren zu können, führen wir noch vier zusätzliche Notationen ein.

Notation 2 (**name**, \leadsto , \downarrow , \uparrow) Ist t eine Testfunktion mit Namen f , so schreiben wir

$$\text{name}(t) = f.$$

Ist f der Name einer *Python*-Funktion, die k Argumente verarbeitet und sind a_1, \dots, a_k mögliche Argumente, mit denen wir diese Funktion aufrufen können, so schreiben wir

$$f(a_1, \dots, a_k) \leadsto r$$

wenn der Aufruf $f(a_1, \dots, a_k)$ das Ergebnis r liefert. Sind wir an dem Ergebnis selbst nicht interessiert, sondern wollen nur angeben, dass ein Ergebnis existiert, so schreiben wir

$$f(a_1, \dots, a_k) \downarrow$$

und sagen, dass der Aufruf $f(a_1, \dots, a_k)$ **terminiert**. Terminiert der Aufruf $f(a_1, \dots, a_k)$ nicht, so schreiben wir

$$f(a_1, \dots, a_k) \uparrow$$

und sagen, dass der Aufruf $f(a_1, \dots, a_k)$ **divergiert**. Diese Notation verwenden wir auch, wenn der Aufruf $f(a_1, \dots, a_k)$ mit einer Fehlermeldung abbricht. \square

Beispiele: Legen wir die Funktions-Definitionen zugrunde, die wir im Anschluss an die Definition des Begriffs der Test-Funktion gegeben haben, so gilt:

1. $\text{zero}(1) \rightsquigarrow 0$
2. $\text{zero}(1) \downarrow$
3. $\text{loop}(0) \uparrow$

Das **Halte-Problem** für *Python*-Funktionen ist die Frage, ob es eine *Python*-Funktion

```
def stops(t, a):
    body
```

gibt, die als Eingaben eine Testfunktion t und einen String a erhält und die folgende Eigenschaft hat:

1. $t \notin TF \Leftrightarrow \text{stops}(t, a) \rightsquigarrow 2$.

Der Aufruf $\text{stops}(t, a)$ liefert genau dann den Wert 2 zurück, wenn t keine Test-Funktion ist.

2. $t \in TF \wedge \text{name}(t) = f \wedge f(a) \downarrow \Leftrightarrow \text{stops}(t, a) \rightsquigarrow 1$.

Der Aufruf $\text{stops}(t, a)$ liefert genau dann den Wert 1 zurück, wenn t eine Test-Funktion mit Namen f ist und der Aufruf $f(a)$ terminiert.

3. $t \in TF \wedge \text{name}(t) = f \wedge t(a) \uparrow \Leftrightarrow \text{stops}(t, a) \rightsquigarrow 0$.

Der Aufruf $\text{stops}(t, a)$ liefert genau dann den Wert 0 zurück, wenn t eine Test-Funktion ist und der Aufruf $t(a)$ nicht terminiert.

Falls eine *Python*-Funktion stops mit den obigen Eigenschaften existiert, dann sagen wir, dass das Halte-Problem für *Python* entscheidbar ist.

Theorem 3 (Alan Turing, 1936) Das Halte-Problem ist unentscheidbar.

Beweis: Zunächst eine Vorbemerkung. Um die Unentscheidbarkeit des Halte-Problems nachzuweisen, müssen wir zeigen, dass etwas, nämlich eine Funktion mit gewissen Eigenschaften nicht existiert. Wie kann so ein Beweis überhaupt funktionieren? Wie können wir überhaupt zeigen, dass irgendetwas nicht existiert? Die einzige Möglichkeit zu zeigen, dass etwas nicht existiert ist indirekt: Wir nehmen also an, dass eine Funktion stops existiert, die das Halte-Problem löst. Aus dieser Annahme werden wir einen Widerspruch ableiten. Dieser Widerspruch zeigt uns dann, dass eine Funktion stops mit den gewünschten Eigenschaften nicht existieren kann. Um zu einem Widerspruch zu kommen, definieren wir den String turing wie in Abbildung 5.2 gezeigt.

Mit dieser Definition ist klar, dass turing eine Test-Funktion mit Namen alan ist:

$$\text{turing} \in TF \quad \text{und} \quad \text{name}(\text{turing}) = \text{alan}.$$

Damit sind wir in der Lage, den String turing als Eingabe der Funktion stops zu verwenden. Wir betrachten nun den folgenden Aufruf:

```
stops(turing, turing);
```

Da turing eine Test-Funktion mit dem Namen alan ist und der Aufruf von alan mit dem Argument turing

```

1  turing = """
2      def alan(x):
3          result = stops(x, x)
4          if result == 1:
5              while True:
6                  print("... looping ...")
7          return result
8  """

```

Die Definition des Strings `turing`.

auch nicht zu einem Fehler führen darf, können nur zwei Fälle auftreten:

$$\text{stops}(\text{turing}, \text{turing}) \leadsto 0 \quad \vee \quad \text{stops}(\text{turing}, \text{turing}) \leadsto 1.$$

Diese beiden Fälle analysieren wir nun im Detail:

1. $\text{stops}(\text{turing}, \text{turing}) \leadsto 0$.

Nach der Spezifikation von `stops` bedeutet dies

$\text{alan}(\text{turing}) \uparrow$

Schauen wir nun, was wirklich beim Aufruf `alan(turing)` passiert: In Zeile 2 erhält die Variable `result` den Wert 0 zugewiesen. In Zeile 3 wird dann getestet, ob `result` den Wert 1 hat. Dieser Test schlägt fehl. Daher wird der Block der `if`-Anweisung nicht ausgeführt und die Funktion liefert als nächstes in Zeile 8 den Wert 0 zurück. Insbesondere terminiert der Aufruf also, im Widerspruch zu dem, was die Funktion `stops` behauptet hat. ⚡

Damit ist der erste Fall ausgeschlossen.

2. $\text{stops}(\text{turing}, \text{turing}) \leadsto 1$.

Aus der Spezifikation der Funktion `stops` folgt, dass der Aufruf `alan(turing)` terminiert:

$\text{alan}(\text{turing}) \downarrow$

Schauen wir nun, was wirklich beim Aufruf `alan(turing)` passiert: In Zeile 2 erhält die Variable `result` den Wert 1 zugewiesen. In Zeile 3 wird dann getestet, ob `result` den Wert 1 hat. Diesmal gelingt der Test. Daher wird der Block der `if`-Anweisung ausgeführt. Dieser Block besteht aber nur aus einer Endlos-Schleife, aus der wir nie wieder zurück kommen. Das steht im Widerspruch zu dem, was die Funktion `stops` behauptet hat. ⚡

Damit ist der zweite Fall ausgeschlossen.

Insgesamt haben wir also in jedem Fall einen Widerspruch erhalten. Damit muss die Annahme, dass die *Python*-Funktion `stops` das Halte-Problem löst, falsch sein, denn diese Annahme ist die Ursache für die Widersprüche, die wir erhalten haben. Insgesamt haben wir daher gezeigt, dass es keine *Python*-Funktion geben kann, die das Halte-Problem löst. \square

Bemerkung: Der Nachweis, dass das Halte-Problem unlösbar ist, wurde 1936 von Alan Turing (1912 – 1954) [Tur36] erbracht. Turing hat das Problem damals natürlich nicht für die Sprache *Python* gelöst, sondern für die heute nach ihm benannten **Turing-Maschinen**. Eine Turing-Maschine ist abstrakt gesehen nichts anderes als eine Beschreibung eines Algorithmus. Turing hat also gezeigt, dass es keinen Algorithmus gibt, der entscheiden kann, ob ein gegebener anderer Algorithmus terminiert.

Bemerkung: An dieser Stelle können wir uns fragen, ob es vielleicht eine andere Programmier-Sprache gibt, in der wir das Halte-Problem dann vielleicht doch lösen könnten. Wenn es in dieser Programmier-Sprache Prozeduren, `if`-Verzweigungen und `while`-Schleifen gibt, und wenn wir dort Programm-Texte als Argumente von Funktionen übergeben können, dann ist leicht zu sehen, dass der obige Beweis der Unlösbarkeit des

Halte-Problems sich durch geeignete syntaktische Modifikationen auch auf die andere Programmier-Sprache übertragen lässt.

5.2 Unlösbarkeit des Äquivalenz-Problems

Es gibt noch eine ganze Reihe anderer Funktionen, die nicht berechenbar sind. In der Regel werden wir den Nachweis, dass eine bestimmte Funktion nicht berechenbar ist, indirekt führen und annehmen, dass die gesuchte Funktion doch berechenbar ist. Unter dieser Annahme konstruieren wir dann eine Funktion, die das Halte-Problem löst, was im Widerspruch zu der Unlösbarkeit des Halte-Problems steht. Dieser Widerspruch zwingt uns zu der Folgerung, dass die gesuchte Funktion nicht berechenbar ist. Wir werden dieses Verfahren an einem Beispiel demonstrieren. Vorweg benötigen wir aber noch eine Definition.

Definition 4 (partiell äquivalent, \simeq) Es seien f_1 und f_2 die Namen zwei Python-Funktionen und a_1, \dots, a_k seien Argumente, mit denen wir diese Funktionen füttern können. Wir definieren

$$t_1(a_1, \dots, a_k) \simeq t_2(a_1, \dots, a_k)$$

g.d.w. einer der beiden folgenden Fälle auftritt:

1. $f_1(a_1, \dots, a_k) \uparrow \wedge f_2(a_1, \dots, a_k) \uparrow$,
beide Funktionen divergieren also für die gegebenen Argumente.
2. $\exists r : (f_1(a_1, \dots, a_k) \rightsquigarrow r \wedge f_2(a_1, \dots, a_k) \rightsquigarrow r)$,
die beiden Funktionen liefern also für die gegebenen Argumente das gleiche Ergebnis.

In diesem Fall sagen wir, dass die beiden Funktions-Aufrufe $f_1(a_1, \dots, a_k) \simeq f_2(a_1, \dots, a_k)$ **partiell äquivalent** sind. □

Wir kommen jetzt zum **Äquivalenz-Problem**. Die Funktion `equal` sei wie folgt definiert:

```
def equal(t1, t2, a):
    body
```

Zusätzlich erfüllt `equal` die folgende Spezifikation:

1. $t_1 \notin TF \vee t_2 \notin TF \Leftrightarrow \text{equal}(t_1, t_2, a) \rightsquigarrow 2$.
2. Falls
 - (a) $t_1 \in TF$ und $\text{name}(t_1) = f_1$,
 - (b) $t_2 \in TF$ und $\text{name}(t_2) = f_2$ und
 - (c) $f_1(a) \simeq f_2(a)$

gilt, dann muss gelten:

$$\text{equal}(t_1, t_2, a) \rightsquigarrow 1.$$

3. Ansonsten gilt

$$\text{equal}(t_1, t_2, a) \rightsquigarrow 0.$$

Wir sagen, dass eine Funktion, die der eben angegebenen Spezifikation genügt, das **Äquivalenz-Problem** löst.

Theorem 5 (Rice, 1953) Das Äquivalenz-Problem ist unlösbar.

```

1  def stops(t, a) {
2      l = ""
3      def loop(x):
4          while True:
5              x = 1
6              ""
7      e = equal(l, t, a);
8      if e == 2:
9          return 2
10     else:
11         return 1 - e

```

Eine Implementierung der Funktion stops.

Beweis: Wir führen den Beweis indirekt und nehmen an, dass es doch eine Implementierung der Funktion equal gibt, die das Äquivalenz-Problem löst. Wir betrachten die in Abbildung 5.3 angegebene Implementierung der Funktion stops.

Zu beachten ist, dass in Zeile 3 die Funktion equal mit einem String aufgerufen wird, der eine Test-Funktion ist. Diese Test-Funktion hat die folgende Form:

```

def loop(x):
    while True:
        x = 1

```

Es ist offensichtlich, dass diese Funktion für keine Eingabe terminiert. Ist also das Argument t eine Test-Funktion mit Namen f , so liefert die Funktion equal immer dann den Wert 1, wenn $f(a)$ nicht terminiert, andernfalls muss sie den Wert 0 zurück geben. Damit liefert die Funktion stops aber für eine Test-Funktion t mit Namen f und ein Argument a genau dann 1, wenn der Aufruf $f(a)$ terminiert und würde folglich das Halte-Problem lösen. Das kann nicht sein, also kann es keine Funktion equal geben, die das Äquivalenz-Problem löst. \square

Die Unlösbarkeit des Äquivalenz-Problems und vieler weiterer praktisch interessanter Probleme folgen aus dem 1953 von Henry G. Rice [Ric53] bewiesenen **Satz von Rice**.

5.3 Reflexion

Beantworten Sie die folgenden Fragen.

1. Wie ist das Halteproblem definiert?
2. Versuchen Sie, die Definition der Funktion turing aus dem Gedächtnis aufzuschreiben und führen Sie dann den Nachweis, dass das Halteproblem nicht lösbar ist.
3. Wie haben wir das Äquivalenz-Problem definiert?
4. Können Sie den Beweis der Unlösbarkeit des Äquivalenz-Problems wiedergeben?

Kapitel 6

Aussagenlogik

6.1 Überblick

Die Aussagenlogik beschäftigt sich mit der Verknüpfung **einfacher Aussagen** durch Junktoren. Dabei sind Junktoren Worte wie **“und”**, **“oder”**, **“nicht”**, **“wenn \dots , dann”**, und **“genau dann, wenn”**. **Einfache Aussagen** sind dabei Sätze, die

- einen Tatbestand ausdrücken, der entweder wahr oder falsch ist und
- selber keine Junktoren enthalten.

Beispiele für einfache Aussagen sind

1. *“Die Sonne scheint.”*
2. *“Es regnet.”*
3. *“Am Himmel ist ein Regenbogen.”*

Einfache Aussagen dieser Art bezeichnen wir auch als **atomare Aussagen**, weil sie sich nicht weiter in Teilaussagen zerlegen lassen. Atomare Aussagen lassen sich mit Hilfe der eben angegebenen Junktoren zu **zusammengesetzten Aussagen** verknüpfen. Ein Beispiel für eine zusammengesetzte Aussage wäre

Wenn die Sonne scheint und es regnet, dann ist ein Regenbogen am Himmel. (1)

Die Aussage ist aus den drei atomaren Aussagen *“Die Sonne scheint.”*, *“Es regnet.”*, und *“Am Himmel ist ein Regenbogen.”* mit Hilfe der Junktoren **“und”** und **“wenn \dots , dann”** aufgebaut worden. Die Aussagenlogik untersucht, wie sich der Wahrheitswert zusammengesetzter Aussagen aus dem Wahrheitswert der einzelnen Teilaussagen berechnen lässt. Darauf aufbauend wird dann gefragt, in welcher Art und Weise wir aus gegebenen Aussagen neue Aussagen logisch folgern können.

Um die Struktur komplexerer Aussagen übersichtlich darstellen zu können, führen wir in der Aussagenlogik zunächst sogenannte **Aussage-Variablen** ein. Diese Variablen sind Namen, die für atomare Aussagen stehen. Zusätzlich führen wir für die Junktoren **“nicht”**, **“und”**, **“oder”**, **“wenn, \dots dann”**, und **“genau dann, wenn”** die folgenden Symbole als Abkürzungen ein:

1. $\neg a$ steht für *nicht a*
2. $a \wedge b$ steht für *a und b*
3. $a \vee b$ steht für *a oder b*
4. $a \rightarrow b$ steht für *wenn a, dann b*
5. $a \leftrightarrow b$ steht für *a genau dann, wenn b*

Aussagenlogische Formeln werden aus Aussage-Variablen mit Hilfe von Junktoren aufgebaut und können beliebig komplex sein. Die Aussage (1) können wir mit Hilfe der Junktoren kürzer als

$$\text{SonneScheint} \wedge \text{EsRegnet} \rightarrow \text{Regenbogen}$$

schreiben. Aus den Aussagen

1. SonneScheint
2. EsRegnet
3. SonneScheint \wedge EsRegnet \rightarrow Regenbogen

folgt logisch die Aussage

Regenbogen.

Diesen Beweis können wir übersichtlicher wie folgt angeben:

$$\frac{\text{SonneScheint} \quad \text{EsRegnet} \quad \text{SonneScheint} \wedge \text{EsRegnet} \rightarrow \text{Regenbogen}}{\text{Regenbogen}}$$

Die Aussagen über dem Bruchstrich bezeichnen wir als die **Prämissen**, die Aussage unter dem Bruchstrich ist die **Konklusion**. Das Paar, das aus den Prämissen und der Konklusion besteht, bezeichnen wir als **Schluss-Regel**.

Wir stellen fest, dass die obige Schluss-Regel unabhängig von dem Wahrheitswert der Aussagen in dem folgenden Sinne gültig ist: Wenn alle Prämissen gültig sind, dann folgt aus rein logischen Gründen auch die Gültigkeit der Konklusion. Um dieses weiter formalisieren zu können, ersetzen wir die Aussage-Variablen SonneScheint, EsRegnet und Regenbogen durch die **Meta-Variablen** p , q und r , die für beliebige aussagenlogische Formeln stehen. Die obige Schluss-Regel ist dann eine Instanz der folgenden allgemeinen Schluss-Regel:

$$\frac{p \quad q \quad p \wedge q \rightarrow r}{r}$$

Aufgabe 4: Formalisieren Sie die Schluss-Regel, die in dem folgenden Argument verwendet wird.

*Wenn es regnet, ist die Straße nass. Es regnet nicht.
Also ist die Straße nicht nass.* \diamond

Lösung: Es wird die folgende Schluss-Regel verwendet:

$$\frac{p \rightarrow q \quad \neg p}{\neg q}$$

Diese Schluss-Regel ist logisch **nicht** korrekt. Wenn Sie das nicht einsehen, sollten Sie bei strahlendem Sonnenschein einen Eimer Wasser auf die Straße kippen. \square

Dadurch, dass wir ausgehend von Beobachtungen und als wahr erkannten Tatsachen und Zusammenhängen mehrere **logische Schlüsse** aneinander fügen, erhalten wir einen **Beweis**. Die als wahr erkannten Tatsachen und Beobachtungen bezeichnet wir dabei als **Axiome**. Wir verwenden in diesem Zusammenhang die folgende Notation:

$$M \vdash r.$$

Hierbei gilt:

- M ist eine Menge von Aussagen.
- \vdash bezeichnet ein System von Schluss-Regeln. Ein solches System bezeichnen wir auch als **Kalkül**.
- r ist eine Aussage.

Die Schreibweise $M \vdash r$ wäre dann als

“Aus den Axiomen der Menge M kann die Aussage r hergeleitet werden”

zu interpretieren. Wir lesen $M \vdash r$ als “ M leitet r her”. Damit ist gemeint, dass wir ausgehend von den Axiomen in M durch sukzessives Anwenden verschiedener Schluss-Regeln die Aussage r beweisen können. Das Zeichen \vdash symbolisiert dabei den **Herleitungs-Begriff**, den wir auch als **Kalkül** bezeichnen. Wir werden in einem späteren Abschnitt den Herleitungs-Begriff formal definieren. Für den Moment können Sie einfach annehmen, dass ein Kalkül nichts anderes als ein System von **Spielregeln** ist, mit dem wir aus gegebenen Formeln rein mechanisch neue Formeln herleiten können, ohne dass wir dabei die Formeln im Detail verstehen müssen. Beispielsweise könnte eine Schluss-Regel die Form

$$\frac{p \rightarrow q \quad q \rightarrow r}{p \rightarrow r}$$

haben. Wenn wir dann beispielsweise die Formeln

$$A \rightarrow B \quad \text{und} \quad B \rightarrow C$$

hergeleitet haben, wobei A , B und C beliebig komplexe Formeln sind, dann können wir auf die Gültigkeit der Formel

$$A \rightarrow C$$

schließen. Durch den Umstand, dass sich die Spielregeln rein schematisch anwenden lassen, ist es dann möglich, einen solchen Kalkül durch ein Programm zu implementieren. Daher ist der Herleitungs-Begriff ein rein **syntaktischer** Begriff, der keine inhaltliche Interpretation hat.

Parallel zu dem syntaktischen Herleitungs-Begriff gibt es auch den inhaltlichen **Folgerungs-Begriff**. Wir schreiben

$$M \models r,$$

wenn die Aussage r logisch aus den Aussagen M folgt. Der Folgerungs-Begriff ist ein inhaltlicher Begriff, wir sprechen auch von einem **semantischen** Begriff, denn beim Folgerungs-Begriff geht es um die **Bedeutung** der Formeln. Die Notation $M \models r$ wird gelesen als “ r folgt aus M ”. Das können wir anders auch so formulieren: Immer wenn alle Aussagen aus M wahr sind, dann ist auch die Aussage r wahr. Wir können den Begriff der **logischen Folgerung** aber erst dann präzise definieren, wenn wir die Semantik der Junktoren mathematisch festgelegt haben.

Ziel der Aussagenlogik ist es, einen Herleitungs-begriff zu finden, der die folgenden beiden Bedingungen erfüllt:

1. Der Herleitungs-begriff sollte **korrekt** sein, es sollte nicht möglich sein, Unsinn zu beweisen. Damit muss gelten:

$$\text{Aus } M \vdash r \text{ folgt } M \models r.$$

Wenn wir die Aussage r aus den Axiomen der Menge M herleiten können, dann folgt r auch aus M .

2. Der Herleitungs-begriff sollte **vollständig** sein, d.h. wenn eine Aussage r aus einer Menge von anderen Aussagen M logisch folgt, dann möchten wir in der Lage sein, die Aussage aus M herzuleiten:

$$\text{Aus } M \models r \text{ folgt } M \vdash r.$$

Wenn die Aussage r aus M folgt, dann soll r auch aus der Menge M hergeleitet werden können.

Neben dem Herleitungs-Begriff gibt es noch einen anderen wichtigen Begriff, den wir untersuchen wollen: Bestimmte aussagenlogische Formeln sind offenbar immer wahr, egal was wir für die einzelnen Teilaussagen einsetzen. Beispielsweise ist eine Formel der Art

$$p \vee \neg p$$

unabhängig von dem Wahrheitswert der Aussage p immer wahr. Eine aussagenlogische Formel, die immer wahr ist, bezeichnen wir als eine **Tautologie**. Andere aussagenlogische Formeln sind nie wahr, beispielsweise

ist die Formel

$$p \wedge \neg p$$

immer falsch. Eine Formel heißt **erfüllbar**, wenn es wenigstens eine Möglichkeit gibt, bei der die Formel wahr wird. Im Rahmen der Vorlesung werden wir verschiedene Verfahren entwickeln, mit denen es möglich ist zu entscheiden, ob eine aussagenlogische Formel eine Tautologie ist oder ob Sie wenigstens erfüllbar ist. Solche Verfahren spielen in der Praxis eine wichtige Rolle.

6.2 Anwendungen der Aussagenlogik

Die Aussagenlogik bildet nicht nur die Grundlage für die Prädikatenlogik, sondern sie hat auch wichtige praktische Anwendungen. Aus der großen Zahl der industriellen Anwendungen möchte ich stellvertretend vier Beispiele nennen:

1. Analyse und Design digitaler Schaltungen.

Komplexe digitale Schaltungen bestehen heute aus Milliarden von logischen Gattern.¹ Ein Gatter ist dabei, aus logischer Sicht betrachtet, ein Baustein, der einen der logischen Junktoren wie “und”, “oder”, “nicht”, etc. auf elektronischer Ebene repräsentiert.

Die Komplexität solcher Schaltungen wäre ohne den Einsatz rechnergestützter Verfahren zur Verifikation nicht mehr beherrschbar. Die dabei eingesetzten Verfahren sind Anwendungen der Aussagenlogik.

Eine ganz konkrete Anwendung ist der Schaltungs-Vergleich. Hier werden zwei digitale Schaltungen als aussagenlogische Formeln dargestellt. Anschließend wird versucht, mit aussagenlogischen Mitteln die Äquivalenz dieser Formeln zu zeigen. Software-Werkzeuge, die für die Verifikation digitaler Schaltungen eingesetzt werden, kosten zum Teil mehr als 100 000 \$. Die Firma Magma bietet beispielsweise den **Equivalence-Checker** *Quartz Formal* zum Preis von 150 000 \$ pro Lizenz an. Eine solche Lizenz ist dann drei Jahre lang gültig.

2. Erstellung von Einsatzplänen (**crew scheduling**).

International tätige Fluggesellschaften müssen bei der Einteilung ihrer Crews einerseits gesetzlich vorgesehene Ruhezeiten einhalten, wollen aber andererseits ihr Personal möglichst effizient einsetzen. Das führt zu Optimierungs-Problemen, die sich mit Hilfe aussagenlogischer Formeln beschreiben und lösen lassen.

3. Erstellung von Verschlussplänen für die Weichen und Signale von Bahnhöfen.

Bei einem größeren Bahnhof gibt es einige hundert Weichen und Signale, die ständig neu eingestellt werden müssen, um sogenannte **Fahrstraßen** für die Züge zu realisieren. Verschiedene Fahrstraßen dürfen sich aus Sicherheitsgründen nicht kreuzen. Die einzelnen Fahrstraßen werden durch sogenannte **Verschlusspläne** beschrieben. Die Korrektheit solcher Verschlusspläne kann durch aussagenlogische Formeln ausgedrückt werden.

4. Eine Reihe kombinatorischer Puzzles lassen sich als aussagenlogische Formeln kodieren und können dann mit Hilfe aussagenlogischer Methoden gelöst werden. Als ein Beispiel werden wir in der Vorlesung das **8-Damen-Problem** behandeln. Dabei geht es um die Frage, ob 8 Damen so auf einem Schachbrett angeordnet werden können, dass keine der Damen eine andere Dame bedroht.

6.3 Formale Definition der aussagenlogischen Formeln

Wir behandeln zunächst die **Syntax** der Aussagenlogik und besprechen anschließend die **Semantik**. Die **Syntax** gibt an, wie Formeln geschrieben werden und wie sich Formeln zu **Beweisen** verknüpfen lassen. Die **Semantik** befasst sich mit der Bedeutung der Formeln. Nachdem wir die Semantik der aussagenlogischen Formeln mit

¹Die Seite https://en.wikipedia.org/wiki/Transistor_count gibt einen Überblick über die Komplexität moderner Prozessoren.

Hilfe der Mengenlehre definiert haben, zeigen wir anschließend, wie sich diese Semantik in SETLX implementieren lässt.

6.3.1 Syntax der aussagenlogischen Formeln

Wir betrachten eine Menge \mathcal{P} von **Aussage-Variablen** als gegeben. Typischerweise besteht \mathcal{P} aus der Menge der kleinen lateinischen Buchstaben, die zusätzlich noch indiziert sein dürfen. Beispielsweise werden wir

$$p, q, r, p_1, p_2, p_3$$

als Aussage-Variablen verwenden. Aussagenlogische Formeln sind dann Wörter, die aus dem Alphabet

$$\mathcal{A} := \mathcal{P} \cup \{\top, \perp, \neg, \vee, \wedge, \rightarrow, \leftrightarrow, (,)\}$$

gebildet werden. Wir definieren die Menge der aussagenlogischen Formeln \mathcal{F} durch eine induktive Definition:

1. $\top \in \mathcal{F}$ und $\perp \in \mathcal{F}$.

Hier steht \top für die Formel, die immer wahr ist, während \perp für die Formel steht, die immer falsch ist. Die Formel \top trägt den Namen **Verum**, für \perp sagen wir **Falsum**.

2. Ist $p \in \mathcal{P}$, so gilt auch $p \in \mathcal{F}$.

Jede aussagenlogische Variable ist also auch eine aussagenlogische Formel.

3. Ist $f \in \mathcal{F}$, so gilt auch $\neg f \in \mathcal{F}$.

Die Formel $\neg f$ bezeichnen wir auch als die **Negation** von f .

4. Sind $f_1, f_2 \in \mathcal{F}$, so gilt auch

$(f_1 \vee f_2) \in \mathcal{F}$	(gelesen: f_1 oder f_2)	auch: Disjunktion von f_1 und f_2),
$(f_1 \wedge f_2) \in \mathcal{F}$	(gelesen: f_1 und f_2)	auch: Konjunktion von f_1 und f_2),
$(f_1 \rightarrow f_2) \in \mathcal{F}$	(gelesen: wenn f_1 , dann f_2)	auch: Implikation von f_1 und f_2),
$(f_1 \leftrightarrow f_2) \in \mathcal{F}$	(gelesen: f_1 genau dann, wenn f_2)	auch: Bikonditional von f_1 und f_2).

Die Menge \mathcal{F} der Formeln ist nun die kleinste Teilmenge der aus dem Alphabet \mathcal{A} gebildeten Wörter, die den oben aufgestellten Forderungen genügt.

Beispiel: Gilt $\mathcal{P} = \{p, q, r\}$, so haben wir beispielsweise:

1. $p \in \mathcal{F}$,
2. $(p \wedge q) \in \mathcal{F}$,
3. $((\neg p \rightarrow q) \vee (q \rightarrow \neg p)) \in \mathcal{F}$.

□

Um Klammern zu sparen, vereinbaren wir die folgenden Regeln:

1. Äußere Klammern werden weggelassen, wir schreiben also beispielsweise

$$p \wedge q \quad \text{statt} \quad (p \wedge q).$$

2. Der Junktor \neg bindet am stärker als alle anderen Junktoren.
3. Die Junktoren \vee und \wedge werden implizit links geklammert, d.h. wir schreiben

$$p \wedge q \wedge r \quad \text{statt} \quad (p \wedge q) \wedge r.$$

Operatoren, die implizit nach links geklammert werden, nennen wir **links-assoziativ**.

Beachten Sie, dass wir für diese Vorlesung vereinbaren, dass die Junktoren \wedge und \vee dieselbe Bindungsstärke haben. Das ist anders als in der Sprache SETLX und C, denn dort bindet der Operator “&&” stärker als der Operator “||”.

4. Der Junktor \rightarrow wird implizit rechts geklammert, d.h. wir schreiben

$$p \rightarrow q \rightarrow r \quad \text{statt} \quad p \rightarrow (q \rightarrow r).$$

Operatoren, die implizit nach rechts geklammert werden, nennen wir **rechts-assoziativ**.

5. Die Junktoren \vee und \wedge binden stärker als \rightarrow , wir schreiben also

$$p \wedge q \rightarrow r \quad \text{statt} \quad (p \wedge q) \rightarrow r$$

6. Der Junktor \leftrightarrow bindet stärker als \leftrightarrow , wir schreiben also

$$p \rightarrow q \leftrightarrow r \quad \text{statt} \quad (p \rightarrow q) \leftrightarrow r.$$

7. Beachten Sie, dass der Junktor \leftrightarrow weder rechts- noch links-assoziativ ist. Daher ist ein Ausdruck der Form

$$p \leftrightarrow q \leftrightarrow r$$

undefiniert und muss geklammert werden. Wenn Sie eine solche Formel in einem Buch sehen, ist dies in der Regel als Abkürzung für die Formel

$$(p \leftrightarrow q) \wedge (q \leftrightarrow r)$$

zu verstehen.

Bemerkung: Wir werden im Rest dieser Vorlesung eine Reihe von Beweisen führen, bei denen es darum geht, mathematische Aussagen über Formeln nachzuweisen. Bei diesen Beweisen werden wir natürlich ebenfalls aussagenlogische Junktoren wie **„genau dann, wenn“** oder **„wenn \dots , dann“** verwenden. Dabei entsteht dann die Gefahr, dass wir die Junktoren, die wir in unseren Beweisen verwenden, mit den Junktoren, die in den aussagenlogischen Formeln auftreten, verwechseln. Um dieses Problem zu umgehen vereinbaren wir:

1. Innerhalb einer aussagenlogischen Formel wird der Junktor **„wenn \dots , dann“** als \rightarrow geschrieben.
2. Bei den Beweisen, die wir über aussagenlogische Formeln führen, schreiben wir für diesen Junktor stattdessen \Rightarrow .

Analog wird der Junktor **„genau dann, wenn“** innerhalb einer aussagenlogischen Formel als \leftrightarrow geschrieben, aber wenn wir dieser Junktor als Teil eines Beweises verwenden, schreiben wir stattdessen \Leftrightarrow . \diamond

6.3.2 Semantik der aussagenlogischen Formeln

Um aussagenlogischen Formeln einen **Wahrheitswert** zuordnen zu können, definieren wir zunächst die Menge \mathbb{B} der Wahrheitswerte:

$$\mathbb{B} := \{\text{true}, \text{false}\}.$$

Damit können wir nun den Begriff einer **aussagenlogischen Interpretation** festlegen.

Definition 6 (Aussagenlogische Interpretation) Eine **aussagenlogische Interpretation** ist eine Funktion

$$\mathcal{I} : \mathcal{P} \rightarrow \mathbb{B},$$

die jeder Aussage-Variablen $p \in \mathcal{P}$ einen Wahrheitswert $\mathcal{I}(p) \in \mathbb{B}$ zuordnet. \diamond

Eine aussagenlogische Interpretation wird oft auch als **Belegung** der Aussage-Variablen mit Wahrheits-Werten bezeichnet.

Eine aussagenlogische Interpretation \mathcal{I} interpretiert die Aussage-Variablen. Um nicht nur Variablen sondern auch aussagenlogische Formel interpretieren zu können, benötigen wir eine Interpretation der Junktoren \neg , \wedge , \vee , \rightarrow und \leftrightarrow . Zu diesem Zweck definieren wir auf der Menge \mathbb{B} der Wahrheits-Werte Funktionen \neg , \wedge , \vee , \rightarrow und \leftrightarrow , mit deren Hilfe wir die aussagenlogischen Junktoren interpretieren können:

1. $\neg : \mathbb{B} \rightarrow \mathbb{B}$
2. $\wedge : \mathbb{B} \times \mathbb{B} \rightarrow \mathbb{B}$
3. $\vee : \mathbb{B} \times \mathbb{B} \rightarrow \mathbb{B}$
4. $\rightarrow : \mathbb{B} \times \mathbb{B} \rightarrow \mathbb{B}$
5. $\leftrightarrow : \mathbb{B} \times \mathbb{B} \rightarrow \mathbb{B}$

Wir haben in der Mengenlehre gesehen, dass Funktionen als spezielle Relationen aufgefasst werden können. Die Funktion \neg dreht die Wahrheits-Werte um und kann daher als Relation wie folgt geschrieben werden:

$$\neg = \{\langle \text{true}, \text{false} \rangle, \langle \text{false}, \text{true} \rangle\}.$$

Wir könnten auch die Funktionen \wedge , \vee , \rightarrow und \leftrightarrow als Relationen definieren, es ist aber anschaulicher, wenn wir die Werte dieser Funktionen durch die folgende Tabelle (Tabelle 6.1) festgelegt.

p	q	$\vee(p, q)$	$\wedge(p, q)$	$\rightarrow(p, q)$	$\leftrightarrow(p, q)$
true	true	true	true	true	true
true	false	true	false	false	false
false	true	true	false	true	false
false	false	false	false	true	true

Interpretation der Junktoren.

Nun können wir den Wert, den eine aussagenlogische Formel f unter einer gegebenen aussagenlogischen Interpretation \mathcal{I} annimmt, durch Induktion nach dem Aufbau der Formel f definieren. Wir werden diesen Wert mit $\hat{\mathcal{I}}(f)$ bezeichnen. Wir setzen:

1. $\hat{\mathcal{I}}(\perp) := \text{false}.$
2. $\hat{\mathcal{I}}(\top) := \text{true}.$
3. $\hat{\mathcal{I}}(p) := \mathcal{I}(p)$ für alle $p \in \mathcal{P}$.
4. $\hat{\mathcal{I}}(\neg f) := \neg(\hat{\mathcal{I}}(f))$ für alle $f \in \mathcal{F}$.
5. $\hat{\mathcal{I}}(f \wedge g) := \wedge(\hat{\mathcal{I}}(f), \hat{\mathcal{I}}(g))$ für alle $f, g \in \mathcal{F}$.
6. $\hat{\mathcal{I}}(f \vee g) := \vee(\hat{\mathcal{I}}(f), \hat{\mathcal{I}}(g))$ für alle $f, g \in \mathcal{F}$.
7. $\hat{\mathcal{I}}(f \rightarrow g) := \rightarrow(\hat{\mathcal{I}}(f), \hat{\mathcal{I}}(g))$ für alle $f, g \in \mathcal{F}$.
8. $\hat{\mathcal{I}}(f \leftrightarrow g) := \leftrightarrow(\hat{\mathcal{I}}(f), \hat{\mathcal{I}}(g))$ für alle $f, g \in \mathcal{F}$.

Um die Schreibweise nicht übermäßig kompliziert werden zu lassen, unterscheiden wir in Zukunft nicht mehr zwischen der Funktion $\hat{\mathcal{I}}$ und der Funktion \mathcal{I} , wir werden das Hütchen über dem \mathcal{I} also weglassen.

Beispiel: Wir zeigen, wie sich der Wahrheits-Wert der Formel

$$(p \rightarrow q) \rightarrow (\neg p \rightarrow q) \rightarrow q$$

für die aussagenlogische Interpretation \mathcal{I} , die durch $\mathcal{I}(p) = \text{true}$ und $\mathcal{I}(q) = \text{false}$ definiert ist, berechnen lässt:

$$\begin{aligned}
\mathcal{I}((p \rightarrow q) \rightarrow (\neg p \rightarrow q) \rightarrow q) &= \ominus(\mathcal{I}((p \rightarrow q)), \mathcal{I}((\neg p \rightarrow q) \rightarrow q)) \\
&= \ominus(\ominus(\mathcal{I}(p), \mathcal{I}(q)), \mathcal{I}((\neg p \rightarrow q) \rightarrow q)) \\
&= \ominus(\ominus(\text{true}, \text{false}), \mathcal{I}((\neg p \rightarrow q) \rightarrow q)) \\
&= \ominus(\text{false}, \mathcal{I}((\neg p \rightarrow q) \rightarrow q)) \\
&= \text{true}
\end{aligned}$$

Beachten Sie, dass wir bei der Berechnung gerade so viele Teile der Formel ausgewertet haben, wie notwendig waren um den Wert der Formel zu bestimmen. Trotzdem ist die eben durchgeführte Rechnung für die Praxis zu umständlich. Stattdessen wird der Wert einer Formel direkt mit Hilfe der Tabelle 6.1 auf Seite 64 berechnet. Wir zeigen exemplarisch, wie wir den Wahrheits-Wert der Formel

$$(p \rightarrow q) \rightarrow (\neg p \rightarrow q) \rightarrow q$$

für beliebige Belegungen \mathcal{I} über diese Tabelle berechnen können. Um nun die Wahrheitswerte dieser Formel unter einer gegebenen Belegung der Aussage-Variablen bestimmen zu können, bauen wir eine Tabelle auf, die für jede in der Formel auftretende Teilformel eine Spalte enthält. Tabelle 6.2 auf Seite 65 zeigt die entstehende Tabelle.

p	q	$\neg p$	$p \rightarrow q$	$\neg p \rightarrow q$	$(\neg p \rightarrow q) \rightarrow q$	$(p \rightarrow q) \rightarrow (\neg p \rightarrow q) \rightarrow q$
true	true	false	true	true	true	true
true	false	false	false	true	false	true
false	true	true	true	true	true	true
false	false	true	true	false	true	true

Berechnung der Wahrheitswerte von $(p \rightarrow q) \rightarrow (\neg p \rightarrow q) \rightarrow q$.

Betrachten wir die letzte Spalte der Tabelle so sehen wir, dass dort immer der Wert true auftritt. Also liefert die Auswertung der Formel $(p \rightarrow q) \rightarrow (\neg p \rightarrow q) \rightarrow q$ für jede aussagenlogische Belegung \mathcal{I} den Wert true. Formeln, die immer wahr sind, haben in der Aussagenlogik eine besondere Bedeutung und werden als **Tautologien** bezeichnet.

Wir erläutern die Aufstellung dieser Tabelle anhand der zweiten Zeile. In dieser Zeile sind zunächst die aussagenlogischen Variablen p auf true und q auf false gesetzt. Bezeichnen wir die aussagenlogische Interpretation mit \mathcal{I} , so gilt also

$$\mathcal{I}(p) = \text{true} \text{ und } \mathcal{I}(q) = \text{false}.$$

Damit erhalten wir folgende Rechnung:

1. $\mathcal{I}(\neg p) = \ominus(\mathcal{I}(p)) = \ominus(\text{true}) = \text{false}$
2. $\mathcal{I}(p \rightarrow q) = \ominus(\mathcal{I}(p), \mathcal{I}(q)) = \ominus(\text{true}, \text{false}) = \text{false}$
3. $\mathcal{I}(\neg p \rightarrow q) = \ominus(\mathcal{I}(\neg p), \mathcal{I}(q)) = \ominus(\text{false}, \text{false}) = \text{true}$
4. $\mathcal{I}((\neg p \rightarrow q) \rightarrow q) = \ominus(\mathcal{I}(\neg p \rightarrow q), \mathcal{I}(q)) = \ominus(\text{true}, \text{false}) = \text{false}$
5. $\mathcal{I}((p \rightarrow q) \rightarrow (\neg p \rightarrow q) \rightarrow q) = \ominus(\mathcal{I}(p \rightarrow q), \mathcal{I}((\neg p \rightarrow q) \rightarrow q)) = \ominus(\text{false}, \text{false}) = \text{true}$

Für komplexe Formeln ist die Auswertung von Hand viel zu mühsam und fehleranfällig um praktikabel zu sein. Wir zeigen deshalb später, wie sich dieser Prozess mit Hilfe der Sprache SETLX automatisieren lässt.

6.3.3 Extensionale und intensionale Interpretationen der Aussagenlogik

Die Interpretation des aussagenlogischen Junktoren ist rein **extensional**: Wenn wir den Wahrheitswert der Formel

$$\mathcal{I}(f \rightarrow g)$$

berechnen wollen, so müssen wir die Details der Teilformeln f und g nicht kennen, es reicht, wenn wir die Werte $\mathcal{I}(f)$ und $\mathcal{I}(g)$ kennen. Das ist problematisch, denn in der Umgangssprache hat der Junktor “wenn \dots , dann” auch eine **kausale** Bedeutung. Mit der extensionalen Implikation wird der Satz

“Wenn $3 \cdot 3 = 8$, dann schneit es.”

als wahr interpretiert, denn die Formel $3 \cdot 3 = 8$ ist ja falsch. Dass ist problematisch, weil wir diesen Satz in der Umgangssprache als sinnlos erkennen. Insofern ist die extensionale Interpretation des sprachlichen Junktors “wenn \dots , dann” nur eine **Approximation** der umgangssprachlichen Interpretation, die sich für die Mathematik und die Informatik aber als ausreichend erwiesen hat.

Es gibt durchaus auch andere Logiken, in denen die Interpretation des Operators “ \rightarrow ” von der hier gegebenen Definition abweicht. Solche Logiken werden als **intensionale Logiken** bezeichnet. Diese Logiken spielen zwar durchaus auch in der Informatik eine wichtige Rolle, aber da die Untersuchung intensionaler Logiken wesentlich aufwändiger ist als die Untersuchung der extensionalen Logik, werden wir uns auf die Analyse der extensionalen Logik beschränken.

6.3.4 Implementierung in SETLX

Um die bisher eingeführten Begriffe nicht zu abstrakt werden zu lassen, entwickeln wir in SETLX ein Programm, mit dessen Hilfe sich Formeln auswerten lassen. Jedes Mal, wenn wir ein Programm zur Berechnung irgendwelcher Werte entwickeln wollen, müssen wir uns als erstes fragen, wie wir die Argumente der zu implementierenden Funktion und die Ergebnisse dieser Funktion in der verwendeten Programmier-Sprache darstellen können. In diesem Fall müssen wir uns also überlegen, wie wir eine aussagenlogische Formel in SETLX repräsentieren können, denn Ergebnisswerte `true` und `false` stehen ja als Wahrheitswerte unmittelbar zur Verfügung. Zusammengesetzte Daten-Strukturen können in SETLX am einfachsten als **Terme** dargestellt werden und das ist auch der Weg, den wir für die aussagenlogischen Formeln beschreiten werden. Wir definieren die Repräsentation von aussagenlogischen Formeln formal dadurch, dass wir eine Funktion

$$rep : \mathcal{F} \rightarrow \text{SETLX}$$

definieren, die einer aussagenlogischen Formel f einen Term $rep(f)$ zuordnet. Wir werden dabei die in SETLX bereits vorhandenen logischen Operatoren “!”, “&&”, “||”, “=>” und “<=>” benutzen, denn damit können wir die aussagenlogischen Formeln in sehr natürlicher Weise darstellen.

1. \top wird repräsentiert durch den Wahrheitswert `true`.

$$rep(\top) := \text{true}$$

2. \perp wird repräsentiert durch den Wahrheitswert `false`.

$$rep(\perp) := \text{false}$$

3. Eine aussagenlogische Variable $p \in \mathcal{P}$ repräsentieren wir durch einen Term der Form

$$@variable(p).$$

Damit haben wir also

$$rep(p) := @variable(p) \quad \text{für alle } p \in \mathcal{P}.$$

Da wir später die Funktion `parseTerm` verwenden um einen String in einen Term umzuwandeln, können wir lateinische Buchstaben als Variablen verwenden. Diese Funktion verwandelt einen String der Form “ x ” automatisch in den Term `@variable("x")`.

4. Ist f eine aussagenlogische Formel, so repräsentieren wir $\neg f$ mit Hilfe des Operators “! ”:

$$\text{rep}(\neg f) := !\text{rep}(f).$$

5. Sind f_1 und f_2 aussagenlogische Formel, so repräsentieren wir $f_1 \vee f_2$ mit Hilfe des Operators “|| ”:

$$\text{rep}(f \vee g) := \text{rep}(f) || \text{rep}(g).$$

6. Sind f_1 und f_2 aussagenlogische Formel, so repräsentieren wir $f_1 \wedge f_2$ mit Hilfe des Operators “&& ”:

$$\text{rep}(f \wedge g) := \text{rep}(f) \&\& \text{rep}(g).$$

7. Sind f_1 und f_2 aussagenlogische Formel, so repräsentieren wir $f_1 \rightarrow f_2$ mit Hilfe des Operators “=> ”:

$$\text{rep}(f \rightarrow g) := \text{rep}(f) => \text{rep}(g).$$

8. Sind f_1 und f_2 aussagenlogische Formel, so repräsentieren wir $f_1 \leftrightarrow f_2$ mit Hilfe des Operators “<==> ”:

$$\text{rep}(f \leftrightarrow g) := \text{rep}(f) <==> \text{rep}(g).$$

Bei der Wahl der Repräsentation, mit der wir eine Formel in SETLX repräsentieren, sind wir weitgehend frei. Wir hätten oben sicher auch eine andere Repräsentation verwenden können. Beispielsweise wurden in einer früheren Version dieses Skriptes die aussagenlogischen Formeln als Listen repräsentiert. Eine gute Repräsentation sollte einerseits möglichst *intuitiv* sein, andererseits ist es auch wichtig, dass die Repräsentation für die zu entwickelnden Algorithmen *adäquat* ist. Im Wesentlichen heißt dies, dass es einerseits einfach sein sollte, auf die Komponenten einer Formel zuzugreifen, andererseits sollte es auch leicht sein, die entsprechende Repräsentation zu erzeugen. Da wir zur Darstellung der aussagenlogischen Formeln dieselben Operatoren verwenden, die auch in SETLX selber benutzt werden, können wir die in SETLX in der Bibliothek `termUtilities` vordefinierte Funktion `parseTerm` benutzen um einen String in eine Formel umzuwandeln. Beispielsweise liefert der Aufruf

```
f := parseTerm("p => p || !q");
```

für f die Formel

```
p => p || !q.
```

Als nächstes geben wir an, wie wir eine aussagenlogische Interpretation in SETLX darstellen. Eine aussagenlogische Interpretation ist eine Funktion

$$\mathcal{I} : \mathcal{P} \rightarrow \mathbb{B}$$

von der Menge der Aussage-Variablen \mathcal{P} in die Menge der Wahrheitswerte \mathbb{B} . Ist eine Formel f gegeben, so ist klar, dass bei der Interpretation \mathcal{I} nur die Aussage-Variablen p eine Rolle spielen, die auch in der Formel f auftreten. Wir können daher die Interpretation \mathcal{I} durch eine funktionale Relation darstellen, also durch eine Menge von Paaren der Form $[p, b]$, für die p eine Aussage-Variable ist und für die zusätzlich $b \in \mathbb{B}$ gilt:

$$\mathcal{I} \subseteq \mathcal{P} \times \mathbb{B}.$$

Damit können wir jetzt eine einfache Funktion schreiben, die den Wahrheitswert einer aussagenlogischen Formel f unter einer gegebenen aussagenlogischen Interpretation \mathcal{I} berechnet. Die Funktion `evaluate.stlx` ist in Abbildung 6.1 auf Seite 68 gezeigt. Die Funktion `evaluate` erwartet zwei Argumente:

1. Das erste Argument f ist eine aussagenlogische Formel, die so durch einen Term dargestellt wird, wie wir das weiter oben beschrieben haben.
2. Das zweite Argument I ist eine aussagenlogische Interpretation, die als funktionale Relation dargestellt wird. Für eine aussagenlogische Variable mit dem Namen p können wir den Wert, der dieser Variablen durch I zugeordnet wird, mittels des Ausdrucks $I[p]$ berechnen.

Wir diskutieren jetzt die Implementierung der Funktion `evaluate()` Zeile für Zeile:

1. Falls die Formel f den Wert `true` hat, so repräsentiert f die Formel \top . Also ist das Ergebnis der Auswertung unabhängig von der aussagenlogischen Interpretation I immer `true`.

```

1  loadLibrary("termUtilities");
2  evaluate := procedure(f, I) {
3      match (f) {
4          case true:          return true;
5          case false:         return false;
6          case p | isVariable(p): return I[varName(p)];
7          case !g:            return !evaluate(g, I);
8          case g && h:         return evaluate(g, I) && evaluate(h, I);
9          case g || h:        return evaluate(g, I) || evaluate(h, I);
10         case g => h:         return evaluate(g, I) => evaluate(h, I);
11         case g <==> h:      return evaluate(g, I) == evaluate(h, I);
12         default:            abort("syntax error in evaluate($f$, $I$)");
13     }
14 };

```

Auswertung einer aussagenlogischen Formel.

2. Falls die Formel f den Wert `false` hat, so repräsentiert f die Formel \perp . Also ist das Ergebnis der Auswertung unabhängig von der aussagenlogischen Interpretation I immer `false`.
3. In Zeile 6 betrachten wir den Fall, dass das Argument f eine aussagenlogische Variable repräsentiert.
In diesem Fall müssen wir die Belegung I , die ja eine Funktion von den aussagenlogischen Variablen in die Wahrheitswerte ist, auf die Variable f anwenden. Da wir die Belegung als eine funktionale Relation dargestellt haben, können wir diese Relation durch den Ausdruck $I[\text{varName}(p)]$ auswerten. Die vordefinierte Funktion `varName` extrahiert hierbei aus einem Term der Form `@variable("x")` den Variablennamen `"x"`.
4. In Zeile 7 betrachten wir den Fall, dass f die Form `!g` hat und folglich die Formel $\neg g$ repräsentiert. In diesem Fall werten wir erst g unter der Belegung I aus und negieren dann das Ergebnis.
5. In Zeile 8 betrachten wir den Fall, dass f die Form $g_1 \ \&\& \ g_2$ hat und folglich die Formel $g_1 \wedge g_2$ repräsentiert. In diesem Fall werten wir zunächst g_1 und g_2 unter der Belegung I aus und verknüpfen das Ergebnis mit dem Operator `"&&"`.
6. In Zeile 9 betrachten wir den Fall, dass f die Form $g_1 \ || \ g_2$ hat und folglich die Formel $g_1 \vee g_2$ repräsentiert. In diesem Fall werten wir zunächst g_1 und g_2 unter der Belegung I aus und verknüpfen das Ergebnis mit dem Operator `"||"`.
7. In Zeile 10 betrachten wir den Fall, dass f die Form $g_1 \ ==> \ g_2$ hat und folglich die Formel $g_1 \rightarrow g_2$ repräsentiert. In diesem Fall werten wir zunächst g_1 und g_2 unter der Belegung I aus und benutzen dann den Operator `"=>"` der Sprache SETLX.
8. In Zeile 11 führen wir die Auswertung einer Formel $g_1 \ <==> \ g_2$ auf die Gleichheit zurück: Die Formel $f \leftrightarrow g$ ist genau dann wahr, wenn f und g den selben Wahrheitswert haben.
9. Wenn keiner der vorhergehenden Fälle greift, liegt ein Syntax-Fehler vor, auf den wir in Zeile 12 hinweisen.

6.3.5 Eine Anwendung

Wir betrachten eine spielerische Anwendung der Aussagenlogik. Inspektor Watson wird zu einem Juweliergeschäft gerufen, in das eingebrochen worden ist. In der unmittelbaren Umgebung werden drei Verdächtige Anton, Bruno und Claus festgenommen. Die Auswertung der Akten ergibt folgendes:

1. Einer der drei Verdächtigen muss die Tat begangen haben:

$$f_1 := a \vee b \vee c.$$

2. Wenn Anton schuldig ist, so hat er genau einen Komplizen.

Diese Aussage zerlegen wir zunächst in zwei Teilaussagen:

- (a) Wenn Anton schuldig ist, dann hat er mindestens einen Komplizen:

$$f_2 := a \rightarrow b \vee c$$

- (b) Wenn Anton schuldig ist, dann hat er höchstens einen Komplizen:

$$f_3 := a \rightarrow \neg(b \wedge c)$$

3. Wenn Bruno unschuldig ist, dann ist auch Claus unschuldig:

$$f_4 := \neg b \rightarrow \neg c$$

4. Wenn genau zwei schuldig sind, dann ist Claus einer von ihnen.

Es ist nicht leicht zu sehen, wie diese Aussage sich aussagenlogisch formulieren lässt. Wir behelfen uns mit einem Trick und überlegen uns, wann die obige Aussage falsch ist. Wir sehen, die Aussage ist dann falsch, wenn Claus nicht schuldig ist und wenn gleichzeitig Anton und Bruno schuldig sind. Damit lautet die Formalisierung der obigen Aussage:

$$f_5 := \neg(\neg c \wedge a \wedge b)$$

5. Wenn Claus unschuldig ist, ist Anton schuldig.

$$f_6 := \neg c \rightarrow a$$

Wir haben nun eine Menge $F = \{f_1, f_2, f_3, f_4, f_5, f_6\}$ von Formeln. Wir fragen uns nun, für welche Belegungen \mathcal{I} alle Formeln aus der Menge F wahr werden. Wenn es genau eine Belegungen gibt, für die dies der Fall ist, dann liefert uns die Belegung den oder die Täter. Eine Belegung entspricht dabei 1-zu-1 der Menge der Täter. Hätten wir beispielsweise

$$\mathcal{I} = \{\langle a, \text{false} \rangle, \langle b, \text{false} \rangle, \langle c, \text{true} \rangle\},$$

so wäre Claus der alleinige Täter. Diese Belegung löst unser Problem allerdings nicht, denn Sie widerspricht der dritten Aussage: Da Bruno unschuldig wäre, wäre dann auch Claus unschuldig. Da es zu zeitraubend ist, alle Belegungen von Hand auszuprobieren, schreiben wir besser ein Programm, das die notwendigen Berechnungen für uns durchführt. Abbildung 6.2 zeigt das Programm `watson.stlx`. Wir diskutieren diese Programm nun Zeile für Zeile.

1. In den Zeilen 7 – 17 definieren wir die Formeln f_1, \dots, f_6 . Wir müssen hier die Formeln in die SETLX-Repräsentation bringen. Diese Arbeit wird uns durch die Benutzung der Funktion `parse` leicht gemacht.
2. Als nächstes müssen wir uns überlegen, wie wir alle Belegungen aufzählen können. Wir hatten oben schon beobachtet, dass die Belegungen 1-zu-1 zu den möglichen Mengen der Täter korrespondieren. Die Mengen der möglichen Täter sind aber alle Teilmengen der Menge

$$\{\text{"a"}, \text{"b"}, \text{"c"}\}.$$

Wir berechnen daher in Zeile 20 zunächst die Menge aller dieser Teilmengen.

3. Wir brauchen jetzt eine Möglichkeit, eine Teilmenge in eine Belegung umzuformen. In den Zeilen 3 – 5 haben wir eine Prozedur implementiert, die genau dies leistet. Um zu verstehen, wie diese Funktion arbeitet, betrachten wir ein Beispiel und nehmen an, dass wir aus der Menge

$$m = \{\text{"a"}, \text{"c"}\}$$

eine Belegung \mathcal{I} erstellen sollen. Wir erhalten dann

$$\mathcal{I} = \{\langle \text{"a"}, \text{true} \rangle, \langle \text{"b"}, \text{false} \rangle, \langle \text{"c"}, \text{true} \rangle\}.$$

```

1  createValuation := procedure(M, V) {
2      return { [ x, x in M ] : x in V };
3  };
4  // Austin, Brian, or Colin is guilty.
5  f1 := parse("a || b || c");
6  // If Austin is guilty, he has exactly one accomplice.
7  f2 := parse("a => b || c");    // at least one accomplice
8  f3 := parse("a => !(b && c)"); // at most one accomplice
9  // If Brian is innocent, then Colin is innocent, too.
10 f4 := parse("!b => !c");
11 // If exactly two are guilty, then Colin is one of them.
12 f5 := parse("(a && b && !c)");
13 // If Colin is innocent, then Austin is guilty.
14 f6 := parse("!c => a");
15 fs := { f1, f2, f3, f4, f5, f6 };
16 v := { "a", "b", "c" };
17 All := 2 ** v;
18 print("All = ", All);
19 // b is the set of all propositional valuations.
20 B := { createValuation(m, v) : m in All };
21 s := { I : I in B | forall (f in fs | evaluate(f, I)) };
22 print("Set of all valuations satisfying all facts: ", s);
23 if (#s == 1) {
24     I := arb(s);
25     offenders := { x : x in v | I[x] };
26     print("Set of offenders: ", offenders);
27 }

```

Programm zur Aufklärung des Einbruchs.

Das allgemeine Prinzip ist offenbar, dass für eine aussagenlogische Variable x das Paar $\langle x, \text{true} \rangle$ genau dann in der Belegung \mathcal{I} enthalten ist, wenn $x \in m$ ist, andernfalls ist das Paar $\langle x, \text{false} \rangle$ in \mathcal{I} . Damit könnten wir die Menge aller Belegungen, die genau die Elemente aus m wahr machen, wie folgt schreiben:

$$\{ [x, \text{true}] : x \in m \} + \{ [x, \text{false}] : x \in \text{all} \mid \neg(x \in m) \}$$

Es geht aber einfacher, denn wir können beide Fälle zusammenfassen, indem wir fordern, dass das Paar $\langle x, x \in m \rangle$ ein Element der Belegung \mathcal{I} ist. Genau das steht in Zeile 5.

4. In Zeile 23 sammeln wir in der Menge b alle möglichen Belegungen auf.
5. In Zeile 24 berechnen wir die Menge s aller der Belegungen I , für die alle Formeln aus der Menge fs wahr werden.
6. Falls es genau eine Belegung gibt, die alle Formeln wahr macht, dann haben wir das Problem lösen können. In diesem Fall extrahieren wir in Zeile 26 diese Belegungen aus der Menge s und geben anschließend die Menge der Täter aus.

Lassen wir das Programm laufen, so erhalten wir als Ausgabe

```
Set of offenders: {"b", "c"}
```

Damit liefern unsere ursprünglichen Formeln ausreichende Information um die Täter zu überführen: Bruno und Claus sind schuldig.

6.4 Tautologien

Die Tabelle in Abbildung 6.2 zeigt, dass die Formel

$$(p \rightarrow q) \rightarrow (\neg p \rightarrow q) \rightarrow q$$

für jede aussagenlogische Interpretation wahr ist, denn in der letzten Spalte dieser Tabelle steht immer der Wert `true`. Formeln mit dieser Eigenschaft bezeichnen wir als **Tautologie**.

Definition 7 (Tautologie) Ist f eine aussagenlogische Formel und gilt

$$\mathcal{I}(f) = \text{true} \quad \text{für jede aussagenlogische Interpretation } \mathcal{I},$$

dann ist f eine **Tautologie**. In diesem Fall schreiben wir

$$\models f.$$

◇

Ist eine Formel f eine Tautologie, so sagen wir auch, dass f **allgemeingültig** ist.

Beispiele:

1. $\models p \vee \neg p$
2. $\models p \rightarrow p$
3. $\models p \wedge q \rightarrow p$
4. $\models p \rightarrow p \vee q$
5. $\models (p \rightarrow \perp) \leftrightarrow \neg p$
6. $\models p \wedge q \leftrightarrow q \wedge p$

Wir können die Tatsache, dass es sich bei diesen Formeln um Tautologien handelt, durch eine Tabelle nachweisen, die analog zu der auf Seite 65 gezeigten Tabelle 6.2 aufgebaut ist. Dieses Verfahren ist zwar konzeptuell sehr einfach, allerdings zu ineffizient, wenn die Anzahl der aussagenlogischen Variablen groß ist. Ziel dieses Kapitels ist daher die Entwicklung eines effizienteren Verfahren.

Die letzten beiden Beispiele in der obigen Aufzählung geben Anlass zu einer neuen Definition.

Definition 8 (Äquivalent) Zwei Formeln f und g heißen **äquivalent** g.d.w.

$$\models f \leftrightarrow g$$

gilt.

◇

Beispiele: Es gelten die folgenden Äquivalenzen:

$\models \neg \perp \leftrightarrow \top$	$\models \neg \top \leftrightarrow \perp$	
$\models p \vee \neg p \leftrightarrow \top$	$\models p \wedge \neg p \leftrightarrow \perp$	Tertium-non-Datur
$\models p \vee \perp \leftrightarrow p$	$\models p \wedge \top \leftrightarrow p$	Neutrales Element
$\models p \vee \top \leftrightarrow \top$	$\models p \wedge \perp \leftrightarrow \perp$	
$\models p \wedge p \leftrightarrow p$	$\models p \vee p \leftrightarrow p$	Idempotenz
$\models p \wedge q \leftrightarrow q \wedge p$	$\models p \vee q \leftrightarrow q \vee p$	Kommutativität
$\models (p \wedge q) \wedge r \leftrightarrow p \wedge (q \wedge r)$	$\models (p \vee q) \vee r \leftrightarrow p \vee (q \vee r)$	Assoziativität
$\models \neg \neg p \leftrightarrow p$		Elimination von $\neg \neg$
$\models p \wedge (p \vee q) \leftrightarrow p$	$\models p \vee (p \wedge q) \leftrightarrow p$	Absorption
$\models p \wedge (q \vee r) \leftrightarrow (p \wedge q) \vee (p \wedge r)$	$\models p \vee (q \wedge r) \leftrightarrow (p \vee q) \wedge (p \vee r)$	Distributivität
$\models \neg(p \wedge q) \leftrightarrow \neg p \vee \neg q$	$\models \neg(p \vee q) \leftrightarrow \neg p \wedge \neg q$	DeMorgan'sche Regeln
$\models (p \rightarrow q) \leftrightarrow \neg p \vee q$		Elimination von \rightarrow
$\models (p \leftrightarrow q) \leftrightarrow (\neg p \vee q) \wedge (\neg q \vee p)$		Elimination von \leftrightarrow

Wir können diese Äquivalenzen nachweisen, indem wir in einer Tabelle sämtliche Belegungen durchprobieren. Eine solche Tabelle heißt auch **Wahrheits-Tafel**. Wir demonstrieren dieses Verfahren anhand der ersten DeMorgan'schen Regel. Wir erkennen, dass in Abbildung 6.3 in den letzten beiden Spalten in jeder Zeile die-

p	q	$\neg p$	$\neg q$	$p \wedge q$	$\neg(p \wedge q)$	$\neg p \vee \neg q$
true	true	false	false	true	false	false
true	false	false	true	false	true	true
false	true	true	false	false	true	true
false	false	true	true	false	true	true

Nachweis der ersten DeMorgan'schen Regel.

selben Werte stehen. Daher sind die Formeln, die zu diesen Spalten gehören, äquivalent.

6.4.1 Testen der Allgemeingültigkeit in SETLX

Die manuelle Überprüfung der Frage, ob eine gegebene Formel f eine Tautologie ist, läuft auf die Erstellung umfangreicher Wahrheitstabellen heraus. Solche Wahrheitstabellen von Hand zu erstellen ist viel zu zeitaufwendig. Wir wollen daher nun ein SETLX-Programm entwickeln, mit dessen Hilfe wir die obige Frage automatisch beantworten können. Die Grundidee ist, dass wir die zu untersuchende Formel für alle möglichen Belegungen auswerten und überprüfen, ob sich bei der Auswertung jedes Mal der Wert true ergibt. Dazu müssen wir zunächst einen Weg finden, alle möglichen Belegungen einer Formel zu berechnen. Wir haben früher schon gesehen, dass Belegungen \mathcal{I} zu Teilmengen M der Menge der aussagenlogischen Variablen \mathcal{P} korrespondieren, denn für jedes $M \subseteq \mathcal{P}$ können wir eine aussagenlogische Belegung $\mathcal{I}(M)$ wie folgt definieren:

$$\mathcal{I}(M)(p) := \begin{cases} \text{true} & \text{falls } p \in M; \\ \text{false} & \text{falls } p \notin M. \end{cases}$$

Um die aussagenlogische Belegung \mathcal{I} in SETLX darstellen zu können, fassen wir die Belegung \mathcal{I} als eine binäre Relation $\mathcal{I} \subseteq \mathcal{P} \times \mathbb{B}$ auf, die links-total und rechts-eindeutig ist. Dann haben wir

$$\mathcal{I} = \{\langle p, \text{true} \rangle \mid p \in M\} \cup \{\langle p, \text{false} \rangle \mid p \notin M\}.$$

Dies lässt sich noch zu

$$\mathcal{I} = \{\langle p, p \in M \rangle \mid p \in \mathcal{P}\}$$

vereinfachen. Mit dieser Idee können wir nun eine Prozedur implementieren, die für eine gegebene aussagenlogische Formel F testet, ob F eine Tautologie ist.

```

1  tautology := procedure(F) {
2      P := collectVars(F);
3      // A is the set of all propositional valuations.
4      A := { { [x, x in M] : x in P } : M in 2 ** P };
5      if (forall (I in A | evaluate(F, I))) {
6          return true;
7      } else {
8          return arb({ I : I in A | !evaluate(F, I) });
9      }
10 };
11 collectVars := procedure(F) {
12     match (F) {
13         case true:           return {};
14         case false:          return {};
15         case p | isVariable(p): return { p };
16         case !G:             return collectVars(G);
17         case G && H:          return collectVars(G) + collectVars(H);
18         case G || H:          return collectVars(G) + collectVars(H);
19         case G => H:           return collectVars(G) + collectVars(H);
20         case G <==> H:        return collectVars(G) + collectVars(H);
21         default:             abort("syntax error in collectVars($F$)");
22     }
23 };

```

Überprüfung der Allgemeingültigkeit einer aussagenlogischen Formel.

Die in Abbildung 6.3 auf Seite 73 gezeigte Funktion `tautology` testet, ob die als Argument übergebene aussagenlogische Formel F allgemeingültig ist. Die Prozedur verwendet die Funktion `evaluate` aus dem in Abbildung 6.1 auf Seite 68 gezeigten Programm. Wir diskutieren die Definition der Funktion `tautology` nun Zeile für Zeile:

1. In Zeile 2 sammeln wir alle aussagenlogischen Variablen auf, die in der zu überprüfenden Formel auftreten. Die dazu benötigte Prozedur `collectVars` ist in den Zeilen 11 – 23 gezeigt. Diese Prozedur ist durch Induktion über den Aufbau einer Formel definiert und liefert als Ergebnis die Menge aller Aussagevariablen, die in der aussagenlogischen Formel F auftreten.

Es ist klar, dass bei der Berechnung von $\mathcal{I}(f)$ für eine Formel F und eine aussagenlogische Interpretation \mathcal{I} nur die Werte von $\mathcal{I}(p)$ eine Rolle spielen, für welche die Variable p in der Formel F auftritt. Zur Analyse von F können wir uns also auf aussagenlogische Interpretationen der Form

$$\mathcal{I} : \mathcal{P} \rightarrow \mathbb{B} \quad \text{mit} \quad \mathcal{P} = \text{collectVars}(F)$$

beschränken.

2. In Zeile 4 berechnen wir die Menge aller aussagenlogischen Interpretationen über der Menge \mathcal{P} der aussagenlogischen Variablen. Wir berechnen für eine Menge M von aussagenlogischen Variablen die Interpretation $\mathcal{I}(M)$ wie oben diskutiert mit Hilfe der Formel

$$\mathcal{I}(M) := \{ \langle x, x \in M \rangle \mid x \in \mathcal{P} \}.$$

Betrachten wir zur Verdeutlichung als Beispiel die Formel

$$\neg(p \wedge q) \leftrightarrow \neg p \vee \neg q.$$

Die Menge \mathcal{P} der aussagenlogischen Variablen, die in dieser Formel auftreten, ist

$$\mathcal{P} = \{p, q\}.$$

Die Potenz-Menge der Menge \mathcal{P} ist

$$2^{\mathcal{P}} = \{\{\}, \{p\}, \{q\}, \{p, q\}\}.$$

Wir bezeichnen die vier Elemente der Potenz-Menge mit M_1, M_2, M_3, M_4 :

$$M_1 := \{\}, M_2 := \{p\}, M_3 := \{q\}, M_4 := \{p, q\}.$$

Aus jeder dieser vier Mengen M_i gewinnen wir nun eine aussagenlogische Interpretation $\mathcal{I}(M_i)$:

$$\mathcal{I}(M_1) := \{\langle x, x \in \{\} \rangle \mid x \in \{p, q\}\} = \{\langle p, p \in \{\} \rangle, \langle q, q \in \{\} \rangle\} = \{\langle p, \text{false} \rangle, \langle q, \text{false} \rangle\},$$

$$\mathcal{I}(M_2) := \{\langle x, x \in \{p\} \rangle \mid x \in \{p, q\}\} = \{\langle p, p \in \{p\} \rangle, \langle q, q \in \{p\} \rangle\} = \{\langle p, \text{true} \rangle, \langle q, \text{false} \rangle\},$$

$$\mathcal{I}(M_3) := \{\langle x, x \in \{q\} \rangle \mid x \in \{p, q\}\} = \{\langle p, p \in \{q\} \rangle, \langle q, q \in \{q\} \rangle\} = \{\langle p, \text{false} \rangle, \langle q, \text{true} \rangle\},$$

$$\mathcal{I}(M_4) := \{\langle x, x \in \{p, q\} \rangle \mid x \in \{p, q\}\} = \{\langle p, p \in \{p, q\} \rangle, \langle q, q \in \{p, q\} \rangle\} = \{\langle p, \text{true} \rangle, \langle q, \text{true} \rangle\}.$$

Damit haben wir alle möglichen Interpretationen der Variablen p und q gefunden.

3. In Zeile 5 testen wir, ob die Formel F für alle möglichen Interpretationen I aus der Menge A aller Interpretationen wahr ist. Ist dies der Fall, so geben wir die leere Menge als Ergebnis zurück.

Falls es allerdings eine Belegungen I in der Menge A gibt, für welche die Auswertung von F den Wert `false` liefert, so bilden wir in Zeile 8 die Menge aller solcher Belegungen und wählen mit Hilfe der Funktion `arb` eine beliebige Belegungen aus dieser Menge aus. Diese Belegung ist dann ein [Gegenbeispiel](#) für die Behauptung, dass die Formel F eine Tautologie ist. Dieses Gegenbeispiel wird als Ergebnis zurück gegeben.

6.4.2 Nachweis der Allgemeingültigkeit durch Äquivalenz-Umformungen

Wollen wir nachweisen, dass eine Formel eine Tautologie ist, können wir uns prinzipiell immer einer Wahrheits-Tafel bedienen. Aber diese Methode hat einen Haken: Kommen in der Formel n verschiedene Aussage-Variablen vor, so hat die Tabelle 2^n Zeilen. Beispielsweise hat die Tabelle zum Nachweis eines der Distributiv-Gesetze bereits 8 Zeilen, da hier 3 verschiedene Variablen auftreten. Das gleiche Problem tritt auch in der im letzten Abschnitt diskutierten Funktion `tautology` auf, denn dort berechnen wir die Potenz-Menge der Menge aller aussagenlogischen Variablen, die in der dort vorgegebenen aussagenlogischen Formel F auftreten. Auch hier gilt: Treten in der Formel F insgesamt n verschiedene aussagenlogische Variablen auf, so hat die Potenz-Menge 2^n verschiedene Elemente und daher ist dieses Programm für solche Formeln, in denen viele verschiedenen Variablen auftreten, unbrauchbar.

Eine andere Möglichkeit nachzuweisen, dass eine Formel eine Tautologie ist, ergibt sich dadurch, dass wir die Formel mit Hilfe der im letzten Abschnitt aufgeführten Äquivalenzen [vereinfachen](#). Wenn es gelingt, eine Formel F unter Verwendung dieser Äquivalenzen zu \top zu vereinfachen, dann ist gezeigt, dass F eine Tautologie ist. Wir demonstrieren das Verfahren zunächst an einem Beispiel. Mit Hilfe einer Wahrheits-Tafel hatten wir schon gezeigt, dass die Formel

$$(p \rightarrow q) \rightarrow (\neg p \rightarrow q) \rightarrow q$$

eine Tautologie ist. Wir zeigen nun, wie wir diesen Tatbestand auch durch eine Kette von Äquivalenz-Umformungen einsehen können:

$(p \rightarrow q) \rightarrow (\neg p \rightarrow q) \rightarrow q$	(Elimination von \rightarrow)
$\Leftrightarrow (\neg p \vee q) \rightarrow (\neg p \rightarrow q) \rightarrow q$	(Elimination von \rightarrow)
$\Leftrightarrow (\neg p \vee q) \rightarrow (\neg \neg p \vee q) \rightarrow q$	(Elimination der Doppelnegation)
$\Leftrightarrow (\neg p \vee q) \rightarrow (p \vee q) \rightarrow q$	(Elimination von \rightarrow)
$\Leftrightarrow \neg(\neg p \vee q) \vee ((p \vee q) \rightarrow q)$	(DeMorgan)
$\Leftrightarrow (\neg \neg p \wedge \neg q) \vee ((p \vee q) \rightarrow q)$	(Elimination der Doppelnegation)
$\Leftrightarrow (p \wedge \neg q) \vee ((p \vee q) \rightarrow q)$	(Elimination von \rightarrow)
$\Leftrightarrow (p \wedge \neg q) \vee (\neg(p \vee q) \vee q)$	(DeMorgan)
$\Leftrightarrow (p \wedge \neg q) \vee ((\neg p \wedge \neg q) \vee q)$	(Distributivität)
$\Leftrightarrow (p \wedge \neg q) \vee ((\neg p \vee q) \wedge (\neg q \vee q))$	(Tertium-non-Datur)
$\Leftrightarrow (p \wedge \neg q) \vee ((\neg p \vee q) \wedge \top)$	(Neutrales Element)
$\Leftrightarrow (p \wedge \neg q) \vee (\neg p \vee q)$	(Distributivität)
$\Leftrightarrow (p \vee (\neg p \vee q)) \wedge (\neg q \vee (\neg p \vee q))$	(Assoziativität)
$\Leftrightarrow ((p \vee \neg p) \vee q) \wedge (\neg q \vee (\neg p \vee q))$	(Tertium-non-Datur)
$\Leftrightarrow (\top \vee q) \wedge (\neg q \vee (\neg p \vee q))$	(Neutrales Element)
$\Leftrightarrow \top \wedge (\neg q \vee (\neg p \vee q))$	(Neutrales Element)
$\Leftrightarrow \neg q \vee (\neg p \vee q)$	(Assoziativität)
$\Leftrightarrow (\neg q \vee \neg p) \vee q$	(Kommutativität)
$\Leftrightarrow (\neg p \vee \neg q) \vee q$	(Assoziativität)
$\Leftrightarrow \neg p \vee (\neg q \vee q)$	(Tertium-non-Datur)
$\Leftrightarrow \neg p \vee \top$	
$\Leftrightarrow \top$	

Die Umformungen in dem obigen Beweis sind nach einem bestimmten System durchgeführt worden. Um dieses System präzise formulieren zu können, benötigen wir noch einige Definitionen.

Definition 9 (Literal) Eine aussagenlogische Formel f heißt **Literal** g.d.w. einer der folgenden Fälle vorliegt:

1. $f = \top$ oder $f = \perp$.
2. $f = p$, wobei p eine aussagenlogische Variable ist.
In diesem Fall sprechen wir von einem **positiven Literal**.
3. $f = \neg p$, wobei p eine aussagenlogische Variable ist.
In diesem Fall sprechen wir von einem **negativen Literal**.

Die Menge aller Literale bezeichnen wir mit \mathcal{L} . ◇

Später werden wir noch den Begriff des **Komplements** eines Literals benötigen. Ist l ein Literal, so wird das Komplement von l mit \overline{l} bezeichnet. Das Komplement wird durch Fall-Unterscheidung definiert:

1. $\overline{\top} = \perp$ und $\overline{\perp} = \top$.
2. $\overline{p} := \neg p$, falls $p \in \mathcal{P}$.
3. $\overline{\neg p} := p$, falls $p \in \mathcal{P}$.

Wir sehen, dass das Komplement \overline{l} eines Literals l äquivalent zur Negation von l ist, wir haben also

$$\models \overline{l} \leftrightarrow \neg l.$$

Definition 10 (Klausel) Eine aussagenlogische Formel K ist eine **Klausel** wenn K die Form

$$K = l_1 \vee \dots \vee l_r$$

hat, wobei l_i für alle $i = 1, \dots, r$ ein Literal ist. Eine Klausel ist also eine Disjunktion von Literalen. Die Menge aller Klauseln bezeichnen wir mit \mathcal{K} . ◇

Oft werden Klauseln auch einfach als **Mengen** von Literalen betrachtet. Durch diese Sichtweise abstrahieren wir von der Reihenfolge und der Anzahl des Auftretens der Literale in der Disjunktion. Dies ist möglich aufgrund der Assoziativität, Kommutativität und Idempotenz des Junktors “ \vee ”. Für die Klausel $l_1 \vee \dots \vee l_r$ schreiben wir also in Zukunft auch

$$\{l_1, \dots, l_r\}.$$

Diese Art, eine Klausel als Menge ihrer Literale darzustellen, bezeichnen wir als **Mengen-Schreibweise**. Das folgende Beispiel illustriert die Nützlichkeit der Mengen-Schreibweise von Klauseln. Wir betrachten die beiden Klauseln

$$p \vee q \vee \neg r \vee p \quad \text{und} \quad \neg r \vee q \vee \neg r \vee p.$$

Die beiden Klauseln sind zwar äquivalent, aber rein syntaktisch sind die Formeln verschieden. Überführen wir die beiden Klauseln in Mengen-Schreibweise, so erhalten wir

$$\{p, q, \neg r\} \quad \text{und} \quad \{\neg r, q, p\}.$$

In einer Menge kommt jedes Element höchstens einmal vor und die Reihenfolge, in der die Elemente auftreten, spielt auch keine Rolle. Daher sind die beiden obigen Mengen gleich! Durch die Tatsache, dass Mengen von der Reihenfolge und der Anzahl der Elemente abstrahieren, implementiert die Mengen-Schreibweise die Assoziativität, Kommutativität und Idempotenz der Disjunktion. Übertragen wir die aussagenlogische Äquivalenz

$$l_1 \vee \dots \vee l_r \vee \perp \leftrightarrow l_1 \vee \dots \vee l_r$$

in Mengen-Schreibweise, so erhalten wir

$$\{l_1, \dots, l_r, \perp\} \leftrightarrow \{l_1, \dots, l_r\}.$$

Dies zeigt, dass wir das Element \perp in einer Klausel getrost weglassen können. Betrachten wir die letzten Äquivalenz für den Fall, dass $r = 0$ ist, so haben wir

$$\{\perp\} \leftrightarrow \{\}.$$

Damit sehen wir, dass die leere Menge von Literalen als \perp zu interpretieren ist.

Definition 11 Eine Klausel K ist **trivial**, wenn einer der beiden folgenden Fälle vorliegt:

1. $\top \in K$.
2. Es existiert $p \in \mathcal{P}$ mit $p \in K$ und $\neg p \in K$.

In diesem Fall bezeichnen wir p und $\neg p$ als **komplementäre Literale**. ◇

Satz 12 Eine Klausel ist genau dann eine Tautologie, wenn sie trivial ist.

Beweis: Wir nehmen zunächst an, dass die Klausel K trivial ist. Falls nun $\top \in K$ ist, dann gilt wegen der Gültigkeit der Äquivalenz $f \vee \top \leftrightarrow \top$ offenbar $K \leftrightarrow \top$. Ist p eine Aussage-Variable, so dass sowohl $p \in K$ als auch $\neg p \in K$ gilt, dann folgt aufgrund der Äquivalenz $p \vee \neg p \leftrightarrow \top$ sofort $K \leftrightarrow \top$.

Wir nehmen nun an, dass die Klausel K eine Tautologie ist. Wir führen den Beweis indirekt und nehmen an, dass K nicht trivial ist. Damit gilt $\top \notin K$ und K kann auch keine komplementären Literale enthalten. Damit hat K dann die Form

$$K = \{\neg p_1, \dots, \neg p_m, q_1, \dots, q_n\} \quad \text{mit } p_i \neq q_j \text{ für alle } i \in \{1, \dots, m\} \text{ und } j \in \{1, \dots, n\}.$$

Dann könnten wir eine Interpretation \mathcal{I} wie folgt definieren:

1. $\mathcal{I}(p_i) = \text{true}$ für alle $i = 1, \dots, m$ und
2. $\mathcal{I}(q_j) = \text{false}$ für alle $j = 1, \dots, n$,

Mit dieser Interpretation würde offenbar $\mathcal{I}(K) = \text{false}$ gelten und damit könnte K keine Tautologie sein. Also ist die Annahme, dass K nicht trivial ist, falsch. □

Definition 13 (Konjunktive Normalform) Eine Formel F ist in [konjunktiver Normalform](#) (kurz KNF) genau dann, wenn F eine Konjunktion von Klauseln ist, wenn also gilt

$$F = K_1 \wedge \cdots \wedge K_n,$$

wobei die K_i für alle $i = 1, \dots, n$ Klauseln sind. ◇

Aus der Definition der KNF folgt sofort:

Korollar 14 Ist $F = K_1 \wedge \cdots \wedge K_n$ in konjunktiver Normalform, so gilt

$$\models F \text{ genau dann, wenn } \models K_i \text{ für alle } i = 1, \dots, n. \quad \square$$

Damit können wir für eine Formel $F = K_1 \wedge \cdots \wedge K_n$ in konjunktiver Normalform leicht entscheiden, ob F eine Tautologie ist, denn F ist genau dann eine Tautologie, wenn alle Klauseln K_i trivial sind.

Da für die Konjunktion analog zur Disjunktion das Assoziativ-, Kommutativ- und Idempotenz-Gesetz gilt, ist es zweckmäßig, auch für Formeln in konjunktiver Normalform wie folgt eine [Mengen-Schreibweise](#) einzuführen: Ist die Formel

$$F = K_1 \wedge \cdots \wedge K_n$$

in konjunktiver Normalform, so repräsentieren wir diese Formel durch die Menge ihrer Klauseln und schreiben

$$F = \{K_1, \dots, K_n\}.$$

Wir geben ein Beispiel: Sind p, q und r Aussage-Variablen, so ist die Formel

$$(p \vee q \vee \neg r) \wedge (q \vee \neg r \vee p \vee q) \wedge (\neg r \vee p \vee \neg q)$$

in konjunktiver Normalform. In Mengen-Schreibweise wird daraus

$$\{\{p, q, \neg r\}, \{p, \neg q, \neg r\}\}.$$

Wir stellen nun ein Verfahren vor, mit dem sich jede Formel F in KNF transformieren lässt. Nach dem oben Gesagten können wir dann leicht entscheiden, ob F eine Tautologie ist.

1. Eliminiere alle Vorkommen des Junktors “ \leftrightarrow ” mit Hilfe der Äquivalenz

$$(F \leftrightarrow G) \leftrightarrow (F \rightarrow G) \wedge (G \rightarrow F)$$

2. Eliminiere alle Vorkommen des Junktors “ \rightarrow ” mit Hilfe der Äquivalenz

$$(F \rightarrow G) \leftrightarrow \neg F \vee G$$

3. Schiebe die Negationszeichen soweit es geht nach innen. Verwende dazu die folgenden Äquivalenzen:

$$(a) \neg \perp \leftrightarrow \top$$

$$(b) \neg \top \leftrightarrow \perp$$

$$(c) \neg \neg F \leftrightarrow F$$

$$(d) \neg(F \wedge G) \leftrightarrow \neg F \vee \neg G$$

$$(e) \neg(F \vee G) \leftrightarrow \neg F \wedge \neg G$$

In dem Ergebnis, das wir nach diesem Schritt erhalten, stehen die Negationszeichen nur noch unmittelbar vor den aussagenlogischen Variablen. Formeln mit dieser Eigenschaft bezeichnen wir auch als Formeln in [Negations-Normalform](#).

4. Stehen in der Formel jetzt “ \vee ”-Junktoren über “ \wedge ”-Junktoren, so können wir durch [Ausmultiplizieren](#), sprich Verwendung der Äquivalenz

$$\begin{aligned} & (F_1 \wedge \cdots \wedge F_m) \vee (G_1 \wedge \cdots \wedge G_n) \\ \leftrightarrow & (F_1 \vee G_1) \wedge \cdots \wedge (F_1 \vee G_n) \wedge \cdots \wedge (F_m \vee G_1) \wedge \cdots \wedge (F_m \vee G_n) \end{aligned}$$

den Junktor “ \vee ” nach innen schieben.

5. In einem letzten Schritt überführen wir die Formel nun in Mengen-Schreibweise, indem wir zunächst die Disjunktionen aller Literale als Mengen zusammenfassen und anschließend alle so entstandenen Klauseln wieder in einer Menge zusammen fassen.

Hier sollten wir noch bemerken, dass die Formel beim Ausmultiplizieren stark anwachsen kann. Das liegt daran, dass die Formel F auf der rechten Seite der Äquivalenz $F \vee (G \wedge H) \leftrightarrow (F \vee G) \wedge (F \vee H)$ zweimal auftritt, während sie links nur einmal vorkommt.

Wir demonstrieren das Verfahren am Beispiel der Formel

$$(p \rightarrow q) \rightarrow (\neg p \rightarrow \neg q).$$

1. Da die Formel den Junktor “ \leftrightarrow ” nicht enthält, ist im ersten Schritt nichts zu tun.
2. Die Elimination von “ \rightarrow ” liefert

$$\neg(\neg p \vee q) \vee (\neg\neg p \vee \neg q).$$

3. Die Umrechnung auf Negations-Normalform liefert

$$(p \wedge \neg q) \vee (p \vee \neg q).$$

4. Durch “Ausmultiplizieren” erhalten wir

$$(p \vee (p \vee \neg q)) \wedge (\neg q \vee (p \vee \neg q)).$$

5. Die Überführung in die Mengen-Schreibweise ergibt zunächst als Klauseln die beiden Mengen

$$\{p, p, \neg q\} \quad \text{und} \quad \{\neg q, p, \neg q\}.$$

Da die Reihenfolge der Elemente einer Menge aber unwichtig ist und außerdem eine Menge jedes Element nur einmal enthält, stellen wir fest, dass diese beiden Klauseln gleich sind. Fassen wir jetzt die Klauseln noch in einer Menge zusammen, so erhalten wir

$$\{\{p, \neg q\}\}.$$

Beachten Sie, dass sich die Formel durch die Überführung in Mengen-Schreibweise noch einmal deutlich vereinfacht hat.

Damit ist die Formel in KNF überführt.

6.4.3 Berechnung der konjunktiven Normalform in SETLX

Wir geben nun eine Reihe von Prozeduren an, mit deren Hilfe sich eine gegebene Formel F in konjunktive Normalform überführen lässt. Diese Prozeduren sind Teil des Programms `knf.stlx`. Wir beginnen mit der Prozedur

$$\text{elimGdw} : \mathcal{F} \rightarrow \mathcal{F}$$

welche die Aufgabe hat, eine vorgegebene aussagenlogische Formel F in eine äquivalente Formel umzuformen, die den Junktor “ \leftrightarrow ” nicht mehr enthält. Die Funktion $\text{elimGdw}(F)$ wird durch Induktion über den Aufbau der aussagenlogischen Formel F definiert. Dazu stellen wir zunächst rekursive Gleichungen auf, die das Verhalten der Funktion $\text{elimGdw}()$ beschreiben:

1. Wenn F eine Aussage-Variable p ist, so ist nichts zu tun:

$$\text{elimGdw}(p) = p \quad \text{für alle } p \in \mathcal{P}.$$

2. Hat F die Form $F = \neg G$, so eliminieren wir den Junktor “ \leftrightarrow ” aus der Formel G und negieren die resultierende Formel:

$$\text{elimGdw}(\neg G) = \neg \text{elimGdw}(G).$$

3. Im Falle $F = G_1 \wedge G_2$ eliminieren wir den Junktor “ \wedge ” aus den Formeln G_1 und G_2 :

$$\text{elimGdw}(G_1 \wedge G_2) = \text{elimGdw}(G_1) \wedge \text{elimGdw}(G_2).$$

4. Im Falle $F = G_1 \vee G_2$ eliminieren wir den Junktor “ \vee ” aus den Formeln G_1 und G_2 :

$$\text{elimGdw}(G_1 \vee G_2) = \text{elimGdw}(G_1) \vee \text{elimGdw}(G_2).$$

5. Im Falle $F = G_1 \rightarrow G_2$ eliminieren wir den Junktor “ \rightarrow ” aus den Formeln G_1 und G_2 :

$$\text{elimGdw}(G_1 \rightarrow G_2) = \text{elimGdw}(G_1) \rightarrow \text{elimGdw}(G_2).$$

6. Hat F die Form $F = G_1 \leftrightarrow G_2$, so benutzen wir die Äquivalenz

$$(G_1 \leftrightarrow G_2) \leftrightarrow ((G_1 \rightarrow G_2) \wedge (G_2 \rightarrow G_1)).$$

Das führt auf die Gleichung:

$$\text{elimGdw}(G_1 \leftrightarrow G_2) = \text{elimGdw}((G_1 \rightarrow G_2) \wedge (G_2 \rightarrow G_1)).$$

Der Aufruf von `elimGdw` auf der rechten Seite der Gleichung ist notwendig, denn der Junktor “ \leftrightarrow ” kann ja noch in G_1 und G_2 auftreten.

Abbildung 6.4 auf Seite 79 zeigt die Implementierung der Prozedur `elimGdw`.

```

1  elimGdw := procedure(F) {
2      match (F) {
3          case !G      : return !elimGdw(G);
4          case G && H   : return elimGdw(G) && elimGdw(H);
5          case G || H   : return elimGdw(G) || elimGdw(H);
6          case G => H   : return elimGdw(G) => elimGdw(H);
7          case G <==> H : return elimGdw((G => H) && (H => G));
8          default      : return F; // F must be a propositional variable
9      }
10 };

```

Elimination von \leftrightarrow .

Als nächstes betrachten wir die Prozedur zur Elimination des Junktors “ \rightarrow ”. Abbildung 6.5 auf Seite 80 zeigt die Implementierung der Funktion `elimFolgt`. Die der Implementierung zu Grunde liegende Idee ist dieselbe wie bei der Elimination des Junktors “ \leftrightarrow ”. Der einzige Unterschied besteht darin, dass wir jetzt die Äquivalenz

$$(G_1 \rightarrow G_2) \leftrightarrow (\neg G_1 \vee G_2)$$

benutzen. Außerdem können wir bei der Implementierung dieser Funktion voraussetzen, dass der Junktor “ \leftrightarrow ” bereits aus der aussagenlogischen Formel F , die als Argument übergeben wird, eliminiert worden ist. Dadurch entfällt bei der Implementierung ein Fall.

Als nächstes zeigen wir die Routinen zur Berechnung der Negations-Normalform. Abbildung 6.6 auf Seite 81 zeigt die Implementierung der Funktionen `nnf` und `neg`, die sich wechselseitig aufrufen. Dabei berechnet `neg(F)` die Negations-Normalform von $\neg F$, während `nnf(F)` die Negations-Normalform von F berechnet, es gilt also

$$\text{neg}(F) = \text{nnf}(\neg F).$$

Die eigentliche Arbeit wird dabei in der Funktion `neg` erledigt, denn dort werden die beiden DeMorgan’schen Gesetze

$$\neg(F \wedge G) \leftrightarrow (\neg F \vee \neg G) \quad \text{und} \quad \neg(F \vee G) \leftrightarrow (\neg F \wedge \neg G)$$

angewendet. Wir beschreiben die Umformung in Negations-Normalform durch die folgenden Gleichungen:

```

1  elimFolgt := procedure(F) {
2      match (F) {
3          case !G      : return !elimFolgt(G);
4          case G && H : return  elimFolgt(G) && elimFolgt(H);
5          case G || H : return  elimFolgt(G) || elimFolgt(H);
6          case G => H : return  elimFolgt(!G || H);
7          default      : return F;
8      }
9  };

```

Elimination von \rightarrow .

1. $\text{nnf}(\neg F) = \text{neg}(F)$,
2. $\text{nnf}(F_1 \wedge F_2) = \text{nnf}(F_1) \wedge \text{nnf}(F_2)$,
3. $\text{nnf}(F_1 \vee F_2) = \text{nnf}(F_1) \vee \text{nnf}(F_2)$.

Die Hilfsprozedur neg , die die Negations-Normalform von $\neg F$ berechnet, spezifizieren wir ebenfalls durch rekursive Gleichungen:

1. $\text{neg}(p) = \text{nnf}(\neg p) = \neg p$ für alle Aussage-Variablen p .
2. $\text{neg}(\neg F) = \text{nnf}(\neg \neg F) = \text{nnf}(F)$.
3.

$$\begin{aligned}
 \text{neg}(F_1 \wedge F_2) &= \text{nnf}(\neg(F_1 \wedge F_2)) \\
 &= \text{nnf}(\neg F_1 \vee \neg F_2) \\
 &= \text{nnf}(\neg F_1) \vee \text{nnf}(\neg F_2) \\
 &= \text{neg}(F_1) \vee \text{neg}(F_2).
 \end{aligned}$$

Also haben wir:

$$\text{neg}(F_1 \wedge F_2) = \text{neg}(F_1) \vee \text{neg}(F_2).$$

4.

$$\begin{aligned}
 \text{neg}(F_1 \vee F_2) &= \text{nnf}(\neg(F_1 \vee F_2)) \\
 &= \text{nnf}(\neg F_1 \wedge \neg F_2) \\
 &= \text{nnf}(\neg F_1) \wedge \text{nnf}(\neg F_2) \\
 &= \text{neg}(F_1) \wedge \text{neg}(F_2).
 \end{aligned}$$

Also haben wir:

$$\text{neg}(F_1 \vee F_2) = \text{neg}(F_1) \wedge \text{neg}(F_2).$$

Als letztes stellen wir die Prozeduren vor, mit denen die Formeln, die bereits in Negations-Normalform sind, ausmultipliziert und dadurch in konjunktive Normalform gebracht werden. Gleichzeitig werden die zu normalisierenden Formeln dabei in die Mengen-Schreibweise transformiert, d.h. die Formeln werden als Mengen von Mengen von Literalen dargestellt. Dabei interpretieren wir eine Menge von Literalen als Disjunktion der Literale und eine Menge von Klauseln interpretieren wir als Konjunktion der Klauseln. Abbildung 6.7 auf Seite 82 zeigt die Implementierung der Funktion `cnf`. (Der Name `cnf` ist die Abkürzung von *conjunctive normal form*.)

1. Falls die Formel F , die wir in KNF transformieren wollen, die Form

$$F = \neg G$$

hat, so muss G eine Aussage-Variable sein, denn F ist ja bereits in Negations-Normalform und damit kann das Negations-Zeichen nur noch vor einer aussagenlogischen Variablen stehen. Damit können wir

```

1      nnf := procedure(F) {
2          match (F) {
3              case !G      : return neg(G);
4              case G && H : return nnf(G) && nnf(H);
5              case G || H : return nnf(G) || nnf(H);
6              default      : return F;
7          }
8      };
9      neg := procedure(F) {
10         match (F) {
11             case !G      : return nnf(G);
12             case G && H : return neg(G) || neg(H);
13             case G || H : return neg(G) && neg(H);
14             default      : return !F;
15         }
16     };

```

Berechnung der Negations-Normalform.

F in eine Klausel in Mengen-Schreibweise transformieren, indem wir F als die Menge $\{!G\}$ darstellen. Da eine KNF eine Menge von Klauseln ist, ist dann $\{\{!G\}\}$ das Ergebnis, das wir in Zeile 3 zurück geben.

2. Falls $F = F_1 \wedge F_2$ ist, transformieren wir zunächst F_1 und F_2 in KNF. Dabei erhalten wir

$$\text{cnf}(F_1) = \{H_1, \dots, H_m\} \quad \text{und} \quad \text{cnf}(F_2) = \{K_1, \dots, K_n\}.$$

Dabei sind die H_i und die K_j Klauseln. Da wir eine Menge von Klauseln als Konjunktion der in der Menge enthaltenen Klauseln interpretieren, reicht es aus, die Vereinigung der Mengen $\text{cnf}(F_1)$ und $\text{cnf}(F_2)$ zu bilden, wir haben also

$$\text{cnf}(F_1 \wedge F_2) = \text{cnf}(F_1) \cup \text{cnf}(F_2).$$

Das liefert Zeile 4 der Implementierung.

3. Falls $F = F_1 \vee F_2$ ist, transformieren wir zunächst F_1 und F_2 in KNF. Dabei erhalten wir

$$\text{cnf}(F_1) = \{H_1, \dots, H_m\} \quad \text{und} \quad \text{cnf}(F_2) = \{K_1, \dots, K_n\}.$$

Dabei sind die H_i und die K_j Klauseln. Um nun die KNF von $F_1 \vee F_2$ zu bilden, rechnen wir wie folgt:

$$\begin{aligned} & F_1 \vee F_2 \\ \Leftrightarrow & (H_1 \wedge \cdots \wedge H_m) \vee (K_1 \wedge \cdots \wedge K_n) \\ \Leftrightarrow & (H_1 \vee K_1) \quad \wedge \quad \cdots \quad \wedge \quad (H_m \vee K_1) \quad \wedge \\ & \qquad \vdots \qquad \qquad \qquad \qquad \qquad \vdots \\ & (H_1 \vee K_n) \quad \wedge \quad \cdots \quad \wedge \quad (H_m \vee K_n) \\ \Leftrightarrow & \{H_i \vee K_j : i \in \{1, \dots, m\}, j \in \{1, \dots, n\}\} \end{aligned}$$

Berücksichtigen wir noch, dass Klauseln in der Mengen-Schreibweise als Mengen von Literalen aufgefasst werden, die implizit disjunktiv verknüpft werden, so können wir für $H_i \vee K_j$ auch $H_i \cup K_j$ schreiben. Insgesamt erhalten wir damit

$$\text{cnf}(F_1 \vee F_2) = \{H \cup K \mid H \in \text{cnf}(F_1) \wedge K \in \text{cnf}(F_2)\}.$$

Das liefert die Zeile 5 der Implementierung der Prozedur `cnf`.

4. Falls die Formel F , die wir in KNF transformieren wollen, eine Aussage-Variable ist, so transformieren

wir F zunächst in eine Klausel. Das liefert $\{F\}$. Da eine KNF eine Menge von Klauseln ist, ist die KNF dann $\{\{F\}\}$. Dieses Ergebnis geben wir in Zeile 6 zurück.

```

1  cnf := procedure(f) {
2      match (f) {
3          case !g      : return { { !g } };
4          case g && h   : return cnf(g) + cnf(h);
5          case g || h   : return { k1 + k2 : k1 in cnf(g), k2 in cnf(h) };
6          default      : return { { f } }; // f is a variable
7      }
8  };

```

Berechnung der konjunktiven Normalform.

Zum Abschluss zeigen wir in Abbildung 6.8 auf Seite 82 wie die einzelnen Funktionen zusammenspielen. Die Funktion `normalize` eliminiert zunächst die Junktoren “ \leftrightarrow ” und “ \rightarrow ” und bringt die Formel in Negations-Normalform. Die Negations-Normalform wird nun mit Hilfe der Funktion `cnf` in konjunktive Normalform gebracht, wobei gleichzeitig die Formel in Mengen-Schreibweise überführt wird. Schließlich entfernt die Funktion `simplify` alle Klauseln aus der Menge N_4 , die trivial sind. Die Funktion `isTrivial` überprüft, ob eine Klausel C , die in Mengen-Schreibweise vorliegt, sowohl eine Variable p als auch die Negation $\neg p$ dieser Variablen enthält, denn dann ist diese Klausel trivial. Das vollständige Programm zur Berechnung der konjunktiven Normalform finden Sie als die Datei `knf.stlx` unter GitHub.

```

1  normalize := procedure(f) {
2      n1 := elimGdw(f);
3      n2 := elimFolgt(n1);
4      n3 := nnf(n2);
5      n4 := cnf(n3);
6      return simplify(n4);
7  };
8  simplify := procedure(F) {
9      return { C : C in F | !isTrivial(C) };
10 };
11 isTrivial := procedure(C) {
12     return exists(p in C | !p in C);
13 };

```

Normalisierung einer Formel

6.5 Der Herleitungs-Begriff

Ist $\{F_1, \dots, F_n\}$ eine Menge von Formeln, und G eine weitere Formel, so können wir uns fragen, ob die Formel G aus F_1, \dots, F_n **folgt**, ob also

$$\models F_1 \wedge \dots \wedge F_n \rightarrow G$$

gilt. Es gibt verschiedene Möglichkeiten, diese Frage zu beantworten. Ein Verfahren kennen wir schon: Zunächst überführen wir die Formel $F_1 \wedge \dots \wedge F_n \rightarrow G$ in konjunktive Normalform. Wir erhalten dann eine Menge $\{K_1, \dots, K_n\}$ von Klauseln, deren Konjunktion zu der Formel

$$F_1 \wedge \dots \wedge F_n \rightarrow G$$

äquivalent ist. Diese Formel ist nun genau dann eine Tautologie, wenn jede der Klauseln K_1, \dots, K_n trivial ist.

Das oben dargestellte Verfahren ist aber sehr aufwendig. Wir zeigen dies anhand eines Beispiels und wenden das Verfahren an, um zu entscheiden, ob $p \rightarrow r$ aus den beiden Formeln $p \rightarrow q$ und $q \rightarrow r$ folgt. Wir bilden also die konjunktive Normalform der Formel

$$H := (p \rightarrow q) \wedge (q \rightarrow r) \rightarrow p \rightarrow r$$

und erhalten nach mühsamer Rechnung

$$(p \vee \neg p \vee r \vee \neg r) \wedge (\neg q \vee \neg p \vee r \vee \neg r) \wedge (\neg q \vee \neg p \vee q \vee r) \wedge (p \vee \neg p \vee q \vee r).$$

Zwar können wir jetzt sehen, dass die Formel H eine Tautologie ist, aber angesichts der Tatsache, dass wir mit bloßem Auge sehen, dass $p \rightarrow r$ aus den Formeln $p \rightarrow q$ und $q \rightarrow r$ folgt, ist die Rechnung doch sehr aufwendig.

Wir stellen daher nun ein weiteres Verfahren vor, mit dessen Hilfe wir entscheiden können, ob eine Formel aus einer gegebenen Menge von Formeln folgt. Die Idee bei diesem Verfahren ist es, die Formel F mit Hilfe von [Schluss-Regeln](#) aus den gegebenen Formeln F_1, \dots, F_n [herzuleiten](#). Das Konzept einer Schluss-Regel wird in der nun folgenden Definition festgelegt.

Definition 15 (Schluss-Regel) Eine [Schluss-Regel](#) ist eine Paar $\langle \{F_1, \dots, F_n\}, K \rangle$. Dabei ist $\{F_1, \dots, F_n\}$ eine Menge von Formeln und K ist eine einzelne Formel. Die Formeln F_1, \dots, F_n bezeichnen wir als [Prämissen](#), die Formel K heißt die [Konklusion](#) der Schluss-Regel. Ist das Paar $\langle \{F_1, \dots, F_n\}, K \rangle$ eine Schluss-Regel, so schreiben wir dies als:

$$\frac{F_1 \quad \dots \quad F_n}{K}.$$

Wir lesen diese Schluss-Regel wie folgt: “Aus F_1, \dots, F_n kann auf K geschlossen werden.” ◇

Beispiele für Schluss-Regeln:

Modus Ponens	Modus Tollens	Unfug
$\frac{F \quad F \rightarrow G}{G}$	$\frac{\neg G \quad F \rightarrow G}{\neg F}$	$\frac{\neg F \quad F \rightarrow G}{\neg G}$

Die Definition der Schluss-Regel schränkt zunächst die Formeln, die als Prämissen bzw. Konklusion verwendet werden können, nicht weiter ein. Es ist aber sicher nicht sinnvoll, beliebige Schluss-Regeln zuzulassen. Wollen wir Schluss-Regeln in Beweisen verwenden, so sollten die Schluss-Regeln in dem in der folgenden Definition erklärten Sinne [korrekt](#) sein.

Definition 16 (Korrekte Schluss-Regel) Eine Schluss-Regel der Form

$$\frac{F_1 \quad \dots \quad F_n}{K}$$

ist genau dann [korrekt](#), wenn $\models F_1 \wedge \dots \wedge F_n \rightarrow K$ gilt. ◇

Mit dieser Definition sehen wir, dass die oben als “[Modus Ponens](#)” und “[Modus Tollens](#)” bezeichneten Schluss-Regeln korrekt sind, während die als “[Unfug](#)” bezeichnete Schluss-Regel nicht korrekt ist.

Im Folgenden gehen wir davon aus, dass alle Formeln Klauseln sind. Einerseits ist dies keine echte Einschränkung, denn wir können ja jede Formel in eine äquivalente Menge von Klauseln umrechnen. Andererseits haben die Formeln bei vielen in der Praxis auftretenden aussagenlogischen Problemen ohnehin die Gestalt von Klauseln. Daher stellen wir jetzt eine Schluss-Regel vor, in der sowohl die Prämissen als auch die Konklusion Klauseln sind.

Definition 17 (Schnitt-Regel) Ist p eine aussagenlogische Variable und sind K_1 und K_2 Mengen von Literalen, die wir als Klauseln interpretieren, so bezeichnen wir die folgende Schluss-Regel als die **Schnitt-Regel**:

$$\frac{K_1 \cup \{p\} \quad \{\neg p\} \cup K_2}{K_1 \cup K_2}. \quad \diamond$$

Die Schnitt-Regel ist sehr allgemein. Setzen wir in der obigen Definition für $K_1 = \{\}$ und $K_2 = \{q\}$ ein, so erhalten wir die folgende Regel als Spezialfall:

$$\frac{\{\} \cup \{p\} \quad \{\neg p\} \cup \{q\}}{\{\} \cup \{q\}}$$

Interpretieren wir nun die Mengen als Disjunktionen, so haben wir:

$$\frac{p \quad \neg p \vee q}{q}$$

Wenn wir jetzt noch berücksichtigen, dass die Formel $\neg p \vee q$ äquivalent zu der Formel $p \rightarrow q$ ist, dann ist das nichts anderes als **Modus Ponens**. Die Regel **Modus Tollens** ist ebenfalls ein Spezialfall der Schnitt-Regel. Wir erhalten diese Regel, wenn wir in der Schnitt-Regel $K_1 = \{\neg q\}$ und $K_2 = \{\}$ setzen.

Satz 18 Die Schnitt-Regel ist korrekt.

Beweis: Wir müssen zeigen, dass

$$\models (K_1 \vee p) \wedge (\neg p \vee K_2) \rightarrow K_1 \vee K_2$$

gilt. Dazu überführen wir die obige Formel in konjunktive Normalform:

$$\begin{aligned} & (K_1 \vee p) \wedge (\neg p \vee K_2) \rightarrow K_1 \vee K_2 \\ \Leftrightarrow & \neg((K_1 \vee p) \wedge (\neg p \vee K_2)) \vee K_1 \vee K_2 \\ \Leftrightarrow & \neg(K_1 \vee p) \vee \neg(\neg p \vee K_2) \vee K_1 \vee K_2 \\ \Leftrightarrow & (\neg K_1 \wedge \neg p) \vee (p \wedge \neg K_2) \vee K_1 \vee K_2 \\ \Leftrightarrow & (\neg K_1 \vee p \vee K_1 \vee K_2) \wedge (\neg K_1 \vee \neg K_2 \vee K_1 \vee K_2) \wedge (\neg p \vee p \vee K_1 \vee K_2) \wedge (\neg p \vee \neg K_2 \vee K_1 \vee K_2) \\ \Leftrightarrow & \top \wedge \top \wedge \top \wedge \top \\ \Leftrightarrow & \top \end{aligned} \quad \square$$

Definition 19 (Herleitungs-Begriff, \vdash) Es sei M eine Menge von Klauseln und F sei eine einzelne Klausel. Die Formeln aus M bezeichnen wir als unsere **Prämissen**, die Formel F heißt **Konklusion**. Unser Ziel ist es, mit den Prämissen aus M die Konklusion F zu beweisen. Dazu definieren wir induktiv die Relation

$$M \vdash f.$$

Wir lesen " $M \vdash F$ " als " **M leitet F her**". Die induktive Definition ist wie folgt:

1. Aus einer Menge M von Annahmen kann jede der Annahmen hergeleitet werden:

Falls $F \in M$ ist, dann gilt $M \vdash F$.

2. Sind $K_1 \cup \{p\}$ und $\{\neg p\} \cup K_2$ Klauseln, die aus M hergeleitet werden können, so kann mit der Schnitt-Regel auch die Klausel $K_1 \cup K_2$ aus M hergeleitet werden:

Falls sowohl $M \vdash K_1 \cup \{p\}$ als auch $M \vdash \{\neg p\} \cup K_2$ gilt, dann gilt auch $M \vdash K_1 \cup K_2$. \diamond

Beispiel: Um den Beweis-Begriff zu veranschaulichen geben wir ein Beispiel und zeigen

$$\{\{\neg p, q\}, \{\neg q, \neg p\}, \{\neg q, p\}, \{q, p\}\} \vdash \perp.$$

Gleichzeitig zeigen wir anhand des Beispiels, wie wir Beweise zu Papier bringen:

1. Aus $\{\neg p, q\}$ und $\{\neg q, \neg p\}$ folgt mit der Schnitt-Regel $\{\neg p, \neg p\}$. Wegen $\{\neg p, \neg p\} = \{\neg p\}$ schreiben wir dies als

$$\{\neg p, q\}, \{\neg q, \neg p\} \vdash \{\neg p\}.$$

Dieses Beispiel zeigt, dass die Klausel $K_1 \cup K_2$ durchaus auch weniger Elemente enthalten kann als die Summe $\#K_1 + \#K_2$. Dieser Fall tritt genau dann ein, wenn es Literale gibt, die sowohl in K_1 als auch in K_2 vorkommen.

2. $\{\neg q, \neg p\}, \{p, \neg q\} \vdash \{\neg q\}.$
3. $\{p, q\}, \{\neg q\} \vdash \{p\}.$
4. $\{\neg p\}, \{p\} \vdash \{\}.$

Als weiteres Beispiel zeigen wir nun, dass $p \rightarrow r$ aus $p \rightarrow q$ und $q \rightarrow r$ folgt. Dazu überführen wir zunächst alle Formeln in Klauseln:

$$\text{cnf}(p \rightarrow q) = \{\{\neg p, q\}\}, \quad \text{cnf}(q \rightarrow r) = \{\{\neg q, r\}\}, \quad \text{cnf}(p \rightarrow r) = \{\{\neg p, r\}\}.$$

Wir haben also $M = \{\{\neg p, q\}, \{\neg q, r\}\}$ und müssen zeigen, dass

$$M \vdash \{\neg p, r\}$$

gilt. Der Beweis besteht aus einer einzigen Anwendung der Schnitt-Regel:

$$\{\neg p, q\}, \{\neg q, r\} \vdash \{\neg p, r\}.$$

6.5.1 Eigenschaften des Herleitungs-Begriffs

Die Relation \vdash hat zwei wichtige Eigenschaften:

Satz 20 (Korrektheit) Ist $\{K_1, \dots, K_n\}$ eine Menge von Klauseln und K eine einzelne Klausel, so haben wir:

$$\text{Wenn } \{K_1, \dots, K_n\} \vdash K \text{ gilt, dann gilt auch } \models K_1 \wedge \dots \wedge K_n \rightarrow K.$$

Beweis: Der Beweis verläuft durch eine Induktion nach der Definition der Relation \vdash .

1. Fall: Es gilt $\{K_1, \dots, K_n\} \vdash K$, weil $K \in \{K_1, \dots, K_n\}$ ist. Dann gibt es also ein $i \in \{1, \dots, n\}$, so dass $K = K_i$ ist. In diesem Fall müssen wir

$$\models K_1 \wedge \dots \wedge K_i \wedge \dots \wedge K_n \rightarrow K_i$$

zeigen, was offensichtlich ist.

2. Fall: Es gilt $\{K_1, \dots, K_n\} \vdash K$, weil es eine aussagenlogische Variable p und Klauseln G und H gibt, so dass

$$\{K_1, \dots, K_n\} \vdash G \cup \{p\} \quad \text{und} \quad \{K_1, \dots, K_n\} \vdash H \cup \{\neg p\}$$

gilt und daraus haben wir mit der Schnitt-Regel auf

$$\{K_1, \dots, K_n\} \vdash G \cup H$$

geschlossen, wobei $K = G \cup H$ gilt. Wir müssen nun zeigen, dass

$$\models K_1 \wedge \dots \wedge K_n \rightarrow G \vee H$$

gilt. Es sei also \mathcal{I} eine aussagenlogische Interpretation, so dass

$$\mathcal{I}(K_1 \wedge \dots \wedge K_n) = \text{true}$$

ist. Dann müssen wir zeigen, dass

$$\mathcal{I}(G) = \text{true} \quad \text{oder} \quad \mathcal{I}(H) = \text{true}$$

ist. Nach Induktions-Voraussetzung wissen wir

$$\models K_1 \wedge \dots \wedge K_n \rightarrow G \vee p \quad \text{und} \quad \models K_1 \wedge \dots \wedge K_n \rightarrow H \vee \neg p.$$

Wegen $\mathcal{I}(K_1 \wedge \dots \wedge K_n) = \text{true}$ folgt dann

$$\mathcal{I}(G \vee p) = \text{true} \quad \text{und} \quad \mathcal{I}(H \vee \neg p) = \text{true}.$$

Nun gibt es zwei Fälle:

(a) Fall: $\mathcal{I}(p) = \text{true}$.

Dann ist $\mathcal{I}(\neg p) = \text{false}$ und daher folgt aus der Tatsache, dass $\mathcal{I}(H \vee \neg p) = \text{true}$ ist, dass

$$\mathcal{I}(H) = \text{true}$$

sein muss. Daraus folgt aber sofort

$$\mathcal{I}(G \vee H) = \text{true}. \quad \checkmark$$

(b) Fall: $\mathcal{I}(p) = \text{false}$.

Nun folgt aus $\mathcal{I}(G \vee p) = \text{true}$, dass

$$\mathcal{I}(G) = \text{true}$$

gelten muss. Also gilt auch in diesem Fall

$$\mathcal{I}(G \vee H) = \text{true}. \quad \checkmark$$

□

Die Umkehrung dieses Satzes gilt leider nur in abgeschwächter Form und zwar dann, wenn K die leere Klausel ist, also im Fall $K = \perp$.

Satz 21 (Widerlegungs-Vollständigkeit) Ist $M = \{K_1, \dots, K_n\}$ eine Menge von Klauseln, so haben wir:

Wenn $\models K_1 \wedge \dots \wedge K_n \rightarrow \perp$ gilt, dann gilt auch $M \vdash \{\}$.

Bemerkung: Es gibt alternative Definitionen des Herleitungs-Begriffs, die nicht nur widerlegungs-vollständig sondern tatsächlich vollständig sind, d.h. immer wenn $\models F_1 \wedge \dots \wedge F_n \rightarrow G$ gilt, dann gilt auch

$$\{F_1, \dots, F_n\} \vdash G.$$

Diese Herleitungs-Begriffe sind allerdings wesentlich komplexer und daher umständlicher zu implementieren. Wir werden später sehen, dass die Widerlegungs-Vollständigkeit für unsere Zwecke ausreichend ist. ◇

6.5.2 Beweis der Widerlegungs-Vollständigkeit

Der Beweis der Widerlegungs-Vollständigkeit der Aussagenlogik benötigt den Begriff der Erfüllbarkeit, den wir jetzt formal einführen.

Definition 22 (Erfüllbarkeit) Es sei M eine Menge von aussagenlogischen Formeln. Falls es eine aussagenlogische Interpretation \mathcal{I} gibt, die alle Formeln aus M erfüllt, für die also

$$\mathcal{I}(F) = \text{true} \quad \text{für alle } F \in M$$

gilt, so nennen wir M erfüllbar.

Weiter sagen wir, dass M unerfüllbar ist und schreiben

$$M \models \perp,$$

wenn es keine aussagenlogische Interpretation \mathcal{I} gibt, die gleichzeitig alle Formel aus M erfüllt. Bezeichnen wir die Menge der aussagenlogischen Interpretationen mit ALI , so schreibt sich das formal als

$$M \models \perp \quad \text{g.d.w.} \quad \forall \mathcal{I} \in \text{ALI} : \exists G \in M : \mathcal{I}(G) = \text{false}.$$

◇

Bemerkung: Ist $M = \{K_1, \dots, K_n\}$ eine Menge von Klauseln, so können Sie sich leicht überlegen, dass M genau dann nicht erfüllbar ist, wenn

$$\models K_1 \wedge \dots \wedge K_n \rightarrow \perp$$

gilt. ◇

Wir führen den Beweis der Widerlegungs-Vollständigkeit mit Hilfe eines Programms, das in den Abbildungen 6.9, 6.10 und 6.11 auf den folgenden Seiten gezeigt ist. Sie finden dieses Programm unter der Adresse

<https://github.com/karlstroetmann/Logik/blob/master/SetlX/completeness.stlx>

im Netz. Die Grundidee bei diesem Programm besteht darin, dass wir versuchen, aus einer gegebenen Menge M von Klauseln alle Klauseln herzuleiten, die mit der Schnittregel aus M herleitbar sind. Wenn wir dabei auch die leere Klausel herleiten, dann ist M aufgrund der Korrektheit der Schnitt-Regel offenbar unerfüllbar. Falls es uns aber nicht gelingt, die leere Klausel aus M abzuleiten, dann konstruieren wir aus der Menge aller Klauseln, die wir aus M hergeleitet haben, eine aussagenlogische Interpretation \mathcal{I} , die alle Klauseln aus M erfüllt. Damit haben wir dann die Unerfüllbarkeit der Menge M widerlegt. Wir diskutieren zunächst die Hilfsprozeduren, die in Abbildung 6.9 gezeigt sind.

1. Die Funktion `complement` erhält als Argument ein Literal l und berechnet das **Komplement** \bar{l} dieses Literals. Falls l die Form $\neg p$ mit einer aussagenlogischen Variablen p hat, so gilt $\neg \bar{p} = p$. Falls das Literal l eine aussagenlogische Variable p ist, haben wir $\bar{p} = \neg p$.
2. Die Funktion `extractVar` extrahiert die aussagenlogische Variable, die in einem Literal l enthalten ist. Die Implementierung verläuft analog zur Implementierung der Funktion `complement` über eine Fallunterscheidung, bei der wir berücksichtigen, dass l entweder die Form $\neg p$ oder die Form p hat, wobei p die zu extrahierende aussagenlogische Variable ist.
3. Die Funktion `collectVars` erhält als Argument eine Menge M von Klauseln, wobei die einzelnen Klauseln $C \in M$ als Mengen von Literalen dargestellt werden. Aufgabe der Funktion `collectVars` ist es, die Menge aller aussagenlogischen Variablen zu berechnen, die in einer der Klauseln C aus M vorkommen. Bei der Implementierung iterieren wir zunächst über die Klauseln C der Menge M und dann für jede Klausel C über die in C vorkommenden Literale l , wobei die Literale mit Hilfe der Funktion `extractVar` in aussagenlogische Variablen umgewandelt werden.
4. Die Funktion `cutRule` erhält als Argumente zwei Klauseln C_1 und C_2 und berechnet **alle** die Klauseln, die mit Hilfe der Schnittregel aus C_1 und C_2 gefolgert werden können. Beispielsweise können wir aus den beiden Klauseln

$$\{p, q\} \quad \text{und} \quad \{\neg p, \neg q\}$$

mit der Schnitt-Regel sowohl die Klausel

$$\{q, \neg q\} \quad \text{als auch die Klausel} \quad \{p, \neg p\}$$

herleiten.

```

1  complement := procedure(l) {
2      match (l) {
3          case !p : return p;
4          case p : return !p;
5      }
6  };
7  extractVar := procedure(l) {
8      match (l) {
9          case !p : return p;
10         case p : return p;
11     }
12 };
13 collectVars := procedure(M) {
14     return { extractVar(l) : C in M, l in C };
15 };
16 cutRule := procedure(C1, C2) {
17     return { (C1-{l})+(C2-{complement(l)}) : l in C1 | complement(l) in C2 };
18 };

```

Verschiedene Hilfsprozeduren, die in Abbildung 6.10 genutzt werden.

Abbildung 6.10 zeigt die Funktion `saturate`. Diese Funktion erhält als Eingabe eine Menge `Clauses` von aussagenlogischen Klauseln, die als Mengen von Literalen dargestellt werden. Aufgabe der Funktion ist es, alle Klauseln herzuleiten, die mit Hilfe der Schnittregel auf direktem oder indirekten Wege aus der Menge `Clauses` hergeleitet werden können. Genauer sagen wir, dass die Menge S der Klauseln, die von der Funktion `saturate` zurück gegeben wird, unter Anwendung der Schnitt-Regel **saturiert** ist, was formal wie folgt definiert ist:

1. Falls S die leere Klausel $\{\}$ enthält, dann ist S saturiert.
2. Andernfalls muss `Clauses` eine Teilmenge von S sein und es muss zusätzlich Folgendes gelten: Falls $C_1 \cup \{l\}$ und $C_2 \cup \{\bar{l}\}$ Klauseln aus S sind, dann ist auch die Klausel $C_1 \cup C_2$ ein Element der Klauselmengemenge S :

$$C_1 \cup \{l\} \in S \wedge C_2 \cup \{\bar{l}\} \in S \Rightarrow C_1 \cup C_2 \in S$$

```

19 saturate := procedure(Clauses) {
20     while (true) {
21         Derived := {} +/ { cutRule(C1, C2) : C1 in Clauses, C2 in Clauses };
22         if ({ } in Derived) {
23             return { {} }; // clauses are inconsistent
24         }
25         Derived -= Clauses;
26         if (Derived == {}) {
27             return Clauses; // no new clauses found
28         }
29         Clauses += Derived;
30     }
31 };

```

Die Funktion `saturate`.

Wir erläutern nun die Implementierung der Funktion `saturate`.

1. Die `while`-Schleife, die in Zeile 20 beginnt, hat die Aufgabe, die Schnitt-Regel so lange wie möglich anzuwenden, um mit Hilfe der Schnitt-Regel neue Klauseln aus den gegebenen Klauseln herzuleiten. Da die Bedingung dieser Schleife den Wert `true` hat, kann diese Schleife nur durch die Ausführung einer der beiden `return`-Befehle (Zeile 23 bzw. Zeile 27) abgebrochen werden.
2. In Zeile 21 wird die Menge `Derived` als die Menge der Klauseln definiert, die mit Hilfe der Schnitt-Regel aus zwei der Klauseln in der Menge `Clauses` gefolgert werden können.
3. Falls die Menge `Derived` die leere Klausel enthält, dann ist die Menge `Clauses` widersprüchlich und die Funktion `saturate` gibt als Ergebnis die Menge $\{\{\}\}$ zurück.
4. Andernfalls ziehen wir in Zeile 25 von der Menge `Derived` zunächst die Klauseln ab, die schon in der Menge `Clauses` vorhanden waren, denn es geht uns darum festzustellen, ob wir im letzten Schritt tatsächlich neue Klauseln gefunden haben, oder ob alle Klauseln, die wir im letzten Schritt in Zeile 21 hergeleitet haben, eigentlich schon vorher bekannt waren.
5. Falls wir nun in Zeile 26 feststellen, dass wir keine neuen Klauseln hergeleitet haben, dann ist die Menge `Clauses` **saturiert** und wir geben diese Menge in Zeile 27 zurück.
6. Andernfalls fügen wir in Zeile 29 die Klauseln, die wir neu gefunden haben, zu der Menge `Clauses` hinzu und setzen die `while`-Schleife fort.

An dieser Stelle müssen wir uns überlegen, dass die `while`-Schleife tatsächlich irgendwann abbricht. Das hat zwei Gründe:

1. In jeder Iteration der Schleife wird die Anzahl der Elemente der Menge `Clauses` mindestens um Eins erhöht, denn wir wissen ja, dass die Menge `Derived`, die wir zu `Clauses` hinzufügen, einerseits nicht leer ist und andererseits auch nur solche Klauseln enthält, die nicht bereits in `Clauses` auftreten.
2. Die Menge `Clauses`, mit der wir ursprünglich starten, enthält eine bestimmte Anzahl n von aussagenlogischen Variablen. Bei der Anwendung der Schnitt-Regel werden aber keine neue Variablen erzeugt. Daher bleibt die Anzahl der aussagenlogischen Variablen, die in `Clauses` auftreten, immer gleich. Damit ist natürlich auch die Anzahl der Literale, die in `Clauses` auftreten, beschränkt: Wenn es nur n aussagenlogische Variablen gibt, dann kann es auch höchstens $2 \cdot n$ Literale geben. Jede Klausel aus `Clauses` ist aber eine Teilmenge der Menge aller Literale. Da eine Menge mit k Elementen insgesamt 2^k Teilmengen hat, gibt es höchstens $2^{2 \cdot n}$ verschiedene Klauseln, die in `Clauses` auftreten können.

Aus den beiden oben angegebenen Gründen können wir schließen, dass die `while`-Schleife in Zeile 20 spätestens nach $2^{2 \cdot n}$ Iterationen abgebrochen wird.

Als nächstes diskutieren wir die Implementierung der Funktion `findValuation`, die in Abbildung 6.11 gezeigt ist. Diese Funktion erhält als Eingabe eine Menge `Clauses` von Klauseln. Falls diese Menge widersprüchlich ist, soll die Funktion das Ergebnis `false` zurück geben. Andernfalls soll eine aussagenlogische Belegung \mathcal{I} berechnet werden, unter der alle Klauseln aus der Menge `Clauses` erfüllt sind. Im Detail arbeitet die Funktion `findValuation` wie folgt.

1. Zunächst berechnen wir in Zeile 33 die Menge aller aussagenlogischen Variablen, die in der Menge `Clauses` auftreten. Wir benötigen diese Menge, denn wir müssen diese Variablen ja auf die Menge $\{\text{true}, \text{false}\}$ abbilden.
2. In Zeile 34 saturieren wir die Menge `Clauses` und berechnen alle Klauseln, die aus der ursprünglich gegebenen Menge von Klauseln mit Hilfe der Schnitt-Regel hergeleitet werden können. Hier können zwei Fälle auftreten:
 - (a) Falls die leere Klausel hergeleitet werden kann, dann folgt aus der Korrektheit der Schnitt-Regel, dass die ursprünglich gegebene Menge von Klauseln widersprüchlich ist und wir geben als Ergebnis an Stelle einer Belegung den Wert `false` zurück, denn eine widersprüchliche Menge von Klauseln ist sicher nicht erfüllbar.

```

32 findValuation := procedure(Clauses) {
33     Variables := collectVars(Clauses);
34     Clauses    := saturate(Clauses);
35     if ({} in Clauses) {
36         return false;
37     }
38     Literals := {};
39     for (p in Variables) {
40         if (exists(C in Clauses |
41             p in C && C - {p} <= {complement(1) : 1 in Literals})
42             ) {
43             Literals += { p };
44         } else {
45             Literals += { !p };
46         }
47     }
48     return Literals;
49 };

```

Die Funktion findValuation.

- (b) Andernfalls berechnen wir nun eine aussagenlogische Belegung, unter der alle Klauseln aus der Menge Clauses wahr werden. Zu diesem Zweck berechnen wir zunächst eine Menge von Literalen, die wir in der Variablen Literals abspeichern. Die Idee ist dabei, dass wir die aussagenlogische Variable p genau dann in die Menge Literals aufnehmen, wenn die gesuchte Belegung \mathcal{I} die aussagenlogische Variable p zu true auswertet. Andernfalls nehmen wir an Stelle von p das Literal $\neg p$ in der Menge Literals auf. Als Ergebnis geben wir daher in Zeile 50 die Menge Literals zurück. Die gesuchte aussagenlogische Belegung \mathcal{I} kann dann gemäß der Formel

$$\mathcal{I}(p) = \begin{cases} \text{true} & \text{falls } p \in \text{Literals} \\ \text{false} & \text{falls } !p \in \text{Literals} \end{cases}$$

berechnet werden.

3. Die Berechnung der Menge Literals erfolgt nun über eine for-Schleife. Dabei ist der Gedanke, dass wir für eine aussagenlogische Variable p genau dann das Literal p zu der Menge Literals hinzufügen, wenn die Belegung \mathcal{I} die Variable p auf true abbilden muss, um die Klauseln zu erfüllen. Andernfalls fügen wir stattdessen das Literal !p zu dieser Menge hinzu.

Die Bedingung dafür ist wie folgt: Angenommen, wir haben bereits Werte für die Variablen p_1, \dots, p_n in der Menge Literals gefunden. Die Werte dieser Variablen seien durch die Literale l_1, \dots, l_n in der Menge Literals wie folgt festgelegt: Wenn $l_i = p_i$ ist, dann gilt $\mathcal{I}(p_i) = \text{true}$ und falls $l_i = \neg p_i$ gilt, so haben wir $\mathcal{I}(p_i) = \text{false}$. Nehmen wir nun weiter an, dass eine Klausel C in der Menge Clauses existiert, so dass

$$C \setminus \{p\} \subseteq \{\overline{l_1}, \dots, \overline{l_n}\} \quad \text{und} \quad p \in C$$

gilt. Wenn $\mathcal{I}(C) = \text{true}$ gelten soll, dann muss $\mathcal{I}(p) = \text{true}$ gelten, denn nach Konstruktion von \mathcal{I} gilt

$$\mathcal{I}(\overline{l_i}) = \text{false} \quad \text{für alle } i \in \{1, \dots, n\}$$

und damit ist p das einzige Literal in der Klausel C, das wir mit Hilfe der Belegung \mathcal{I} überhaupt noch wahr machen können. In diesem Fall fügen wir also das Literal p in die Menge Literals ein.

Der entscheidende Punkt ist nun der Nachweis, dass die Funktion findValuation in dem Falle, dass in Zeile 36 nicht der Wert false zurück gegeben wird, eine aussagenlogische Belegung \mathcal{I} berechnet, bei der alle Klauseln aus der Menge Clauses den Wert true erhalten. Um diesen Nachweis zu erbringen, nummerieren wie die

aussagenlogischen Variablen, die in der Menge `Clauses` auftreten, in derselben Reihenfolge durch, in der diese Variablen in der `for`-Schleife in Zeile 39 betrachtet werden. Wir bezeichnen diese Variablen als

$$p_1, p_2, p_3, \dots, p_k$$

und zeigen durch Induktion nach n , dass nach n Durchläufen der Schleife für jede Klausel $D \in \text{Clauses}$, in der nur die Variablen p_1, \dots, p_n vorkommen,

$$\mathcal{I}(D) = \text{true}$$

gilt.

I.A.: $n = 0$.

Die einzige Klausel, in der überhaupt keine Variablen vorkommen, ist die leere Klausel. Da wir aber vorausgesetzt haben, dass `Clauses` die leere Klausel nicht enthält, ist die zu zeigende Behauptung trivialerweise wahr.

I.S.: $n \mapsto n + 1$.

Wir setzen nun voraus, dass die Behauptung vor dem $(n+1)$ -ten Durchlauf der `for`-Schleife gilt und haben zu zeigen, dass die Behauptung dann auch nach diesem Durchlauf erfüllt ist. Sei dazu D eine Klausel, in der nur die Variablen p_1, \dots, p_n, p_{n+1} vorkommen. Die Klausel ist dann eine Teilmenge einer Menge der Form

$$\{l_1, \dots, l_n, l_{n+1}\}, \quad \text{wobei } l_i \in \{p_i, \neg p_i\} \text{ für alle } i \in \{1, \dots, n+1\} \text{ gilt.}$$

Nun gibt es mehrere Möglichkeiten, die wir getrennt untersuchen.

(a) Es gibt ein $i \in \{1, \dots, n\}$, so dass $l_i \in D$ und $\mathcal{I}(l_i) = \text{true}$ ist.

Da eine Klausel als Disjunktion ihrer Literale aufgefasst wird, gilt dann auch $\mathcal{I}(D) = \text{true}$ unabhängig davon, ob $\mathcal{I}(p_{n+1})$ den Wert `true` oder `false` hat.

(b) Für alle $i \in \{1, \dots, n\}$ mit $l_i \in D$ gilt $\mathcal{I}(l_i) = \text{false}$ und es gilt $l_{n+1} = p_{n+1}$.

Dann gilt für die Klausel D gerade die Bedingung

$$C \setminus \{p_{n+1}\} \subseteq \{\overline{l_1}, \dots, \overline{l_n}\} \quad \text{und} \quad p_{n+1} \in C$$

und daher wird in Zeile 44 der Funktion `findValuation` das Literal p_{n+1} zu der Menge `Literals` hinzugefügt. Nach Definition der Belegung \mathcal{I} , die von der Funktion `findValuation` zurück gegeben wird, heißt dies gerade, dass

$$\mathcal{I}(p_{n+1}) = \text{true}$$

ist und dann gilt natürlich auch $\mathcal{I}(D) = \text{true}$.

(c) Für alle $i \in \{1, \dots, n\}$ mit $l_i \in D$ gilt $\mathcal{I}(l_i) = \text{false}$ und es gilt $l_{n+1} = \neg p_{n+1}$.

An dieser Stelle ist eine weitere Fall-Unterscheidung notwendig.

i. Es gibt eine weitere Klausel C in der Menge `Clauses`, so dass

$$C \setminus \{p_{n+1}\} \subseteq \{\overline{l_1}, \dots, \overline{l_n}\} \quad \text{und} \quad p_{n+1} \in C$$

gilt. Hier sieht es zunächst so aus, als ob wir ein Problem hätten, denn in diesem Fall würde um die Klausel C wahr zu machen das Literal p_{n+1} zur Menge `Literals` hinzugefügt und damit wäre zunächst $\mathcal{I}(p_{n+1}) = \text{true}$ und damit $\mathcal{I}(\neg p_{n+1}) = \text{false}$, woraus insgesamt $\mathcal{I}(D) = \text{false}$ folgern würde. In diesem Fall würden sich die Klauseln C und D in der Form

$$C = C' \cup \{p_{n+1}\}, \quad D = D' \cup \{\neg p_{n+1}\}$$

schreiben lassen, wobei

$$C' \subseteq \{\overline{l} \mid l \in \text{Literals}\} \quad \text{und} \quad D' \subseteq \{\overline{l} \mid l \in \text{Literals}\}$$

gelten würde. Daraus würde sowohl

$$\mathcal{I}(C') = \text{false} \quad \text{als auch} \quad \mathcal{I}(D') = \text{false}$$

folgen und das würde auch

$$\mathcal{I}(C' \cup D') = \text{false} \quad (*)$$

implizieren. Die entscheidende Beobachtung ist nun, dass die Klausel $C' \cup D'$ mit Hilfe der Schnitt-Regel aus den beiden Klauseln

$$C = C' \cup \{p_{n+1}\}, \quad D = D' \cup \{\neg p_{n+1}\},$$

gefolgert werden kann. Das heißt dann aber, dass die Klausel $C' \cup D'$ ein Element der Menge `Clauses` sein muss, denn die Menge `Clauses` ist ja saturiert! Da die Klausel $C' \cup D'$ außerdem nur die aussagenlogischen Variablen p_1, \dots, p_n enthält, gilt nach Induktions-Voraussetzung

$$\mathcal{I}(C' \cup D') = \text{true}.$$

Dies steht aber im Widerspruch zu (*). Dieser Widerspruch zeigt, dass es keine Klausel $C \in \text{Clauses}$ mit

$$C \subseteq \{\bar{l} \mid l \in \text{Literals}\} \cup \{p_{n+1}\} \quad \text{und} \quad p_{n+1} \in C$$

geben kann und damit tritt der hier untersuchte Fall gar nicht auf.

ii. Es gibt keine Klausel C in der Menge `Clauses`, so dass

$$C \subseteq \{\bar{l} \mid l \in \text{Literals}\} \cup \{p_{n+1}\} \quad \text{und} \quad p_{n+1} \in C$$

gilt. In diesem Fall wird das Literal $\neg p_{n+1}$ zur Menge `Literals` hinzugefügt und damit gilt zunächst $\mathcal{I}(p_{n+1}) = \text{false}$ und folglich $\mathcal{I}(\neg p_{n+1}) = \text{true}$, woraus schließlich $\mathcal{I}(D) = \text{true}$ folgt.

Wir sehen, dass der erste Fall der vorherigen Fall-Unterscheidung nicht auftritt und dass im zweiten Fall $\mathcal{I}(D) = \text{true}$ gilt, womit wir insgesamt $\mathcal{I}(D) = \text{true}$ gezeigt haben. Damit ist der Induktions-Schritt abgeschlossen.

Da jede Klausel $C \in \text{Clauses}$ nur eine endliche Anzahl von Variablen enthält, haben wir insgesamt gezeigt, dass für alle diese Klauseln $\mathcal{I}(C) = \text{true}$ gilt. \square

Beweis der Widerlegungs-Vollständigkeit der Schnitt-Regel: Wir haben nun alles Material zusammen um zeigen zu können, dass die Schnitt-Regel widerlegungs-vollständig ist. Wir nehmen also an, dass M eine endliche Menge von Klauseln ist, die nicht erfüllbar ist, was wir als

$$M \models \perp$$

schreiben. Wir rufen die Funktion `findValuation` mit dieser Menge M als Argument auf. Jetzt gibt es zwei Möglichkeiten:

1. Fall: Die Funktion `findValuation` liefert als Ergebnis `false`. Nach Konstruktion der Funktionen `findValuation` `saturate` tritt dieser Fall nur ein, wenn sich die leere Klausel `{}` aus den Klauseln der Menge M mit Hilfe der Schnitt-Regel herleiten lässt. Dann haben wir also

$$M \vdash \{\},$$

was zu zeigen war.

2. Fall: Die Funktion `findValuation` liefert als Ergebnis eine aussagenlogische Belegung \mathcal{I} . Bei der Diskussion der Funktion `findValuation` haben wir gezeigt, dass für alle Klauseln $D \in \text{Clauses}$

$$\mathcal{I}(D) = \text{true}$$

gilt. Die Menge M ist aber eine Teilmenge der Menge `Clauses` und damit sehen wir, dass die Menge M erfüllbar ist. Dies steht im Widerspruch zu $M \models \perp$ und folglich kann der zweite Fall nicht auftreten.

Folglich liefert die Funktion `findValuation` für eine unerfüllbare Menge von Klauseln immer das Ergebnis `false`, was impliziert, dass $M \vdash \{\}$ gilt. \square

6.6 Das Verfahren von Davis und Putnam

In der Praxis stellt sich oft die Aufgabe, für eine gegebene Menge von Klauseln K eine aussagenlogische Belegung \mathcal{I} zu berechnen, so dass

$$\text{eval}(C, \mathcal{I}) = \text{true} \quad \text{für alle } C \in K$$

gilt. In diesem Fall sagen wir auch, dass die Belegung \mathcal{I} eine **Lösung** der Klausel-Menge K ist. Im letzten Abschnitt haben wir bereits die Prozedur `findValuation` kennengelernt, mit der wir eine solche Belegung berechnen könnten. Bedauerlicherweise ist diese Prozedur für eine praktische Anwendung nicht effizient genug. Wir werden daher in diesem Abschnitt ein Verfahren vorstellen, mit dem die Berechnung einer Lösung einer aussagenlogischen Klausel-Menge auch in der Praxis möglich ist. Dieses Verfahren geht auf Davis und Putnam [DP60, DLL62] zurück. Verfeinerungen dieses Verfahrens werden beispielsweise eingesetzt, um die Korrektheit digitaler elektronischer Schaltungen nachzuweisen.

Um das Verfahren zu motivieren, überlegen wir zunächst, bei welcher Form der Klausel-Menge K unmittelbar klar ist, ob es eine Belegung gibt, die K löst und wie diese Belegung aussieht. Betrachten wir dazu ein Beispiel:

$$K_1 = \{ \{p\}, \{\neg q\}, \{r\}, \{\neg s\}, \{\neg t\} \}$$

Die Klausel-Menge K_1 entspricht der aussagenlogischen Formel

$$p \wedge \neg q \wedge r \wedge \neg s \wedge \neg t.$$

Daher ist K_1 lösbar und die Belegung

$$\mathcal{I} = \{ \langle p, \text{true} \rangle, \langle q, \text{false} \rangle, \langle r, \text{true} \rangle, \langle s, \text{false} \rangle, \langle t, \text{false} \rangle \}$$

ist eine Lösung. Betrachten wir eine weiteres Beispiel:

$$K_2 = \{ \{\}, \{p\}, \{\neg q\}, \{r\} \}$$

Diese Klausel-Menge entspricht der Formel

$$\perp \wedge p \wedge \neg q \wedge r.$$

Offensichtlich ist K_2 unlösbar. Als letztes Beispiel betrachten wir

$$K_3 = \{ \{p\}, \{\neg q\}, \{\neg p\} \}.$$

Diese Klausel-Menge kodiert die Formel

$$p \wedge \neg q \wedge \neg p$$

Offenbar ist K_3 ebenfalls unlösbar, denn eine Lösung \mathcal{I} müsste die aussagenlogische Variable p gleichzeitig wahr und falsch machen. Wir nehmen die an den letzten drei Beispielen gemachten Beobachtungen zum Anlass für zwei Definitionen.

Definition 23 (Unit-Klausel) Eine Klausel C heißt **Unit-Klausel**, wenn C nur aus einem Literal besteht. Es gilt dann entweder

$$C = \{p\} \quad \text{oder} \quad C = \{\neg p\}$$

für eine geeignete Aussage-Variable p . ◇

Definition 24 (Triviale Klausel-Mengen) Eine Klausel-Menge K heißt **trivial** wenn einer der beiden folgenden Fälle vorliegt.

1. K enthält die leere Klausel: $\{\} \in K$.
In diesem Fall ist K offensichtlich unlösbar.
2. K enthält nur Unit-Klauseln mit **verschiedenen** Aussage-Variablen. d.h. es kann nicht sein, dass es eine aussagenlogische Variable p gibt, so dass K sowohl die Klausel $\{p\}$, als auch die Klausel $\{\neg p\}$ enthält.

Bezeichnen wir die Menge der aussagenlogischen Variablen mit \mathcal{P} , so schreibt sich diese Bedingung als

$$(\forall C \in K : \text{card}(C) = 1) \wedge \forall p \in \mathcal{P} : \neg(\{p\} \in K \wedge \{\neg p\} \in K).$$

In diesem Fall ist die aussagenlogische Belegung

$$\mathcal{I} = \{\langle p, \text{true} \rangle \mid \{p\} \in K\} \cup \{\langle p, \text{false} \rangle \mid \{\neg p\} \in K\}$$

eine **Lösung** der Klausel-Menge K . ◇

Wie können wir nun eine Menge von Klauseln so vereinfachen, dass die Menge schließlich nur noch aus Unit-Klauseln besteht? Es gibt drei Möglichkeiten, Klauselmengen zu vereinfachen:

1. **Schnitt-Regel**,
2. **Subsumption** und
3. **Fallunterscheidung**.

Wir betrachten diese Möglichkeiten jetzt der Reihe nach.

6.6.1 Vereinfachung mit der Schnitt-Regel

Eine typische Anwendung der Schnitt-Regel hat die Form:

$$\frac{C_1 \cup \{p\} \quad \{\neg p\} \cup C_2}{C_1 \cup C_2}$$

Die hierbei erzeugte Klausel $C_1 \cup C_2$ wird in der Regel mehr Literale enthalten als die Prämissen $C_1 \cup \{p\}$ und $\{\neg p\} \cup C_2$. Enthält die Klausel $C_1 \cup \{p\}$ insgesamt $m + 1$ Literale und enthält die Klausel $\{\neg p\} \cup C_2$ insgesamt $n + 1$ Literale, so kann die Konklusion $C_1 \cup C_2$ bis zu $m + n$ Literale enthalten. Natürlich können es auch weniger Literale sein, und zwar dann, wenn es Literale gibt, die sowohl in C_1 als auch in C_2 auftreten. Im allgemeinen ist $m + n$ größer als $m + 1$ und als $n + 1$. Die Klauseln wachsen nur dann sicher nicht, wenn $n = 0$ oder $m = 0$ ist. Dieser Fall liegt vor, wenn einer der beiden Klauseln nur aus einem Literal besteht und folglich eine **Unit-Klausel** ist. Da es unser Ziel ist, die Klausel-Mengen zu vereinfachen, lassen wir nur solche Anwendungen der Schnitt-Regel zu, bei denen eine der Klauseln eine Unit-Klausel ist. Solche Schnitte bezeichnen wir als **Unit-Schnitte**. Um alle mit einer gegebenen Unit-Klausel $\{l\}$ möglichen Schnitte durchführen zu können, definieren wir eine Funktion

$$\text{unitCut} : 2^{\mathcal{K}} \times \mathcal{L} \rightarrow 2^{\mathcal{K}}$$

so, dass für eine Klausel-Menge K und ein Literal l die Funktion $\text{unitCut}(K, l)$ die Klausel-Menge K soweit wie möglich mit Unit-Schnitten mit der Klausel $\{l\}$ vereinfacht:

$$\text{unitCut}(K, l) = \left\{ C \setminus \{\overline{l}\} \mid C \in K \right\}.$$

Beachten Sie, dass die Menge $\text{unitCut}(K, l)$ genauso viele Klauseln enthält wie die Menge K . Allerdings sind die Klauseln aus der Menge K , die das Literal \overline{l} enthalten, verkleinert worden. Alle anderen Klauseln aus K bleiben unverändert.

6.6.2 Vereinfachung durch Subsumption

Das Prinzip der Subsumption demonstrieren wir zunächst an einem Beispiel. Wir betrachten

$$K = \{\{p, q, \neg r\}, \{p\}\} \cup M.$$

Offenbar impliziert die Klausel $\{p\}$ die Klausel $\{p, q, \neg r\}$, denn immer wenn $\{p\}$ erfüllt ist, ist automatisch auch $\{p, q, \neg r\}$ erfüllt. Das liegt daran, dass

$$\models p \rightarrow q \vee p \vee \neg r$$

gilt. Allgemein sagen wir, dass eine Klausel C von einer Unit-Klausel U **subsumiert** wird, wenn

$$U \subseteq C$$

gilt. Ist K eine Klausel-Menge mit $C \in K$ und $U \in K$ und wird C durch U subsumiert, so können wir die Menge K durch Unit-Subsumption zu der Menge $K - \{C\}$ verkleinern, wir können also die Klausel C aus K löschen. Allgemein definieren wir eine Funktion

$$\text{subsume} : 2^K \times \mathcal{L} \rightarrow 2^K$$

die eine gegebene Klauselmenge K , welche die Unit-Klausel $\{l\}$ enthält, mittels Subsumption dadurch vereinfacht, dass alle durch $\{l\}$ subsumierten Klauseln aus K gelöscht werden. Die Unit-Klausel $\{l\}$ selbst behalten wir natürlich. Daher definieren wir:

$$\text{subsume}(K, l) := (K \setminus \{C \in K \mid l \in C\}) \cup \{\{l\}\} = \{C \in K \mid l \notin C\} \cup \{\{l\}\}.$$

In der obigen Definition muss $\{l\}$ in das Ergebnis eingefügt werden, weil die Menge $\{C \in K \mid l \notin C\}$ die Unit-Klausel $\{l\}$ nicht enthält. Die beiden Klausel-Mengen $\text{subsume}(K, l)$ und K sind genau dann äquivalent, wenn $\{l\} \in K$ gilt.

6.6.3 Vereinfachung durch Fallunterscheidung

Ein Kalkül, der nur mit Unit-Schnitten und Subsumption arbeitet, ist nicht widerlegungs-vollständig. Wir brauchen daher eine weitere Möglichkeit, Klausel-Mengen zu vereinfachen. Eine solche Möglichkeit bietet das Prinzip der **Fallunterscheidung**. Dieses Prinzip basiert auf dem folgenden Satz.

Satz 25 *Ist K eine Menge von Klauseln und ist p eine aussagenlogische Variable, so ist K genau dann erfüllbar, wenn $K \cup \{\{p\}\}$ oder $K \cup \{\{\neg p\}\}$ erfüllbar ist.*

Beweis: Ist K erfüllbar durch eine Belegung \mathcal{I} , so gibt es für $\mathcal{I}(p)$ zwei Möglichkeiten: Falls $\mathcal{I}(p) = \text{true}$ ist, ist damit auch die Menge $K \cup \{\{p\}\}$ erfüllbar, andernfalls ist $K \cup \{\{\neg p\}\}$ erfüllbar.

Da K sowohl eine Teilmenge von $K \cup \{\{p\}\}$ als auch von $K \cup \{\{\neg p\}\}$ ist, ist klar, dass K erfüllbar ist, wenn eine dieser Mengen erfüllbar sind. \square

Wir können nun eine Menge K von Klauseln dadurch vereinfachen, dass wir eine aussagenlogische Variable p wählen, die in K vorkommt. Anschließend bilden wir die Mengen

$$K_1 := K \cup \{\{p\}\} \quad \text{und} \quad K_2 := K \cup \{\{\neg p\}\}$$

und untersuchen rekursiv ob K_1 erfüllbar ist. Falls wir eine Lösung für K_1 finden, ist dies auch eine Lösung für die ursprüngliche Klausel-Menge K und wir haben unser Ziel erreicht. Andernfalls untersuchen wir rekursiv ob K_2 erfüllbar ist. Falls wir nun eine Lösung finden, ist dies auch eine Lösung von K und wenn wir weder für K_1 noch für K_2 eine Lösung finden, dann kann auch K keine Lösung haben, denn jede Lösung \mathcal{I} von K muss die Variable p entweder wahr oder falsch machen. Die rekursive Untersuchung von K_1 bzw. K_2 ist leichter als die Untersuchung von K , weil wir ja in K_1 und K_2 mit den Unit-Klausel $\{p\}$ bzw. $\{\neg p\}$ sowohl Unit-Subsumptionen als auch Unit-Schnitte durchführen können.

6.6.4 Der Algorithmus

Wir können jetzt den Algorithmus von Davis und Putnam skizzieren. Gegeben sei eine Menge K von Klauseln. Gesucht ist dann eine Lösung von K . Wir suchen also eine Belegung \mathcal{I} , so dass gilt:

$$\mathcal{I}(k) = \text{true} \quad \text{für alle } C \in K.$$

Das Verfahren von Davis und Putnam besteht nun aus den folgenden Schritten.

1. Führe alle Unit-Schnitte und Unit-Subsumptionen aus, die mit Klauseln aus K möglich sind.
2. Falls K nun trivial ist, sind wir fertig.

3. Andernfalls wählen wir eine aussagenlogische Variable p , die in K auftritt.

(a) Jetzt versuchen wir rekursiv die Klausel-Menge

$$K \cup \{\{p\}\}$$

zu lösen. Falls diese gelingt, haben wir eine Lösung von K .

(b) Andernfalls versuchen wir die Klausel-Menge

$$K \cup \{\{\neg p\}\}$$

zu lösen. Wenn auch dies fehlschlägt, ist K unlösbar, andernfalls haben wir eine Lösung von K .

Für die Implementierung ist es zweckmäßig, die beiden oben definierten Funktionen `unitCut()` und `subsume()` zu einer Funktion zusammen zu fassen. Wir definieren daher die Funktion

$$\text{reduce} : 2^{\mathcal{K}} \times \mathcal{L} \rightarrow 2^{\mathcal{K}}$$

wie folgt:

$$\text{reduce}(K, l) = \{C \setminus \{\bar{l}\} \mid C \in K \wedge \bar{l} \in C\} \cup \{C \in K \mid \bar{l} \notin C \wedge l \notin C\} \cup \{\{l\}\}.$$

Die Menge enthält also einerseits die Ergebnisse von Schnitten mit der Unit-Klausel $\{l\}$ und andererseits nur die Klauseln C , die mit l nichts zu tun haben, weil weder $l \in C$ noch $\bar{l} \in C$ gilt. Außerdem fügen wir noch die Unit-Klausel $\{l\}$ hinzu. Dadurch erreichen wir, dass die beiden Mengen K und $\text{reduce}(K, l)$ logisch äquivalent sind, falls $\{l\} \in K$ gilt.

6.6.5 Ein Beispiel

Zur Veranschaulichung demonstrieren wir das Verfahren von Davis und Putnam an einem Beispiel. Die Menge K sei wie folgt definiert:

$$K := \{\{p, q, s\}, \{\neg p, r, \neg t\}, \{r, s\}, \{\neg r, q, \neg p\}, \{\neg s, p\}, \{\neg p, \neg q, s, \neg r\}, \{p, \neg q, s\}, \{\neg r, \neg s\}, \{\neg p, \neg s\}\}.$$

Wir zeigen nun mit dem Verfahren von Davis und Putnam, dass K nicht lösbar ist. Da die Menge K keine Unit-Klauseln enthält, ist im ersten Schritt nichts zu tun. Da K nicht trivial ist, sind wir noch nicht fertig. Also gehen wir jetzt zu Schritt 3 und wählen eine aussagenlogische Variable, die in K auftritt. An dieser Stelle ist es sinnvoll eine Variable zu wählen, die in möglichst vielen Klauseln von K auftritt. Wir wählen daher die aussagenlogische Variable p .

1. Zunächst bilden wir die Menge

$$K_0 := K \cup \{\{p\}\}$$

und versuchen, diese Menge zu lösen. Dazu bilden wir

$$K_1 := \text{reduce}(K_0, p) = \{\{r, \neg t\}, \{r, s\}, \{\neg r, q\}, \{\neg q, s, \neg r\}, \{\neg r, \neg s\}, \{\neg s\}, \{p\}\}.$$

Die Klausel-Menge K_1 enthält die Unit-Klausel $\{\neg s\}$, so dass wir als nächstes mit dieser Klausel reduzieren können:

$$K_2 := \text{reduce}(K_1, \neg s) = \{\{r, \neg t\}, \{r\}, \{\neg r, q\}, \{\neg q, \neg r\}, \{\neg s\}, \{p\}\}.$$

Hier haben wir nun die neue Unit-Klausel $\{r\}$, mit der wir weiter reduzieren:

$$K_3 := \text{reduce}(K_2, r) = \{\{q\}, \{\neg q\}, \{\neg s\}, \{p\}\}$$

Da K_3 die Unit-Klausel $\{q\}$ enthält, reduzieren wir jetzt mit q :

$$K_4 := \text{reduce}(K_3, q) = \{\{r\}, \{q\}, \{\}, \{\neg s\}, \{p\}\}.$$

Die Klausel-Menge K_4 enthält die leere Klausel und ist damit unlösbar.

2. Also bilden wir jetzt die Menge

$$K_5 := K \cup \{\neg p\}$$

und versuchen, diese Menge zu lösen. Dazu bilden wir

$$K_6 = \text{reduce}(K_5, \neg p) = \{\{q, s\}, \{r, s\}, \{\neg s\}, \{\neg q, s\}, \{\neg r, \neg s\}, \{\neg p\}\}.$$

Die Menge K_6 enthält die Unit-Klausel $\{\neg s\}$. Wir bilden daher

$$K_7 = \text{reduce}(K_6, \neg s) = \{\{q\}, \{r\}, \{\neg s\}, \{\neg q\}, \{\neg p\}\}.$$

Die Menge K_7 enthält die neue Unit-Klausel $\{q\}$, mit der wir als nächstes reduzieren:

$$K_8 = \text{reduce}(K_7, q) = \{\{q\}, \{r\}, \{\neg s\}, \{\}, \{\neg p\}\}.$$

Da K_8 die leere Klausel enthält, ist K_8 und damit auch die ursprünglich gegebene Menge K unlösbar.

Bei diesem Beispiel hatten wir Glück, denn wir mussten nur eine einzige Fallunterscheidung durchführen. Bei komplexeren Beispielen ist es häufig so, dass wir innerhalb einer Fallunterscheidung eine weitere Fallunterscheidung durchführen müssen.

6.6.6 Implementierung des Algorithmus von Davis und Putnam

Wir zeigen jetzt die Implementierung der Prozedur `davisPutnam`, mit der die Frage, ob eine Menge von Klauseln erfüllbar ist, beantwortet werden kann. Die Implementierung ist in Abbildung 6.12 auf Seite 98 gezeigt. Die Prozedur erhält zwei Argumente: Die Mengen `Clauses` und `Literals`. Hier ist `Clauses` eine Menge von Klauseln und `Literals` ist eine Menge von Literalen. Falls die Vereinigung dieser beiden Mengen erfüllbar ist, so liefert der Aufruf

```
davisPutnam(Clauses, Literals)
```

eine Menge von Unit-Klauseln R , so dass jede Belegung \mathcal{I} , die alle Unit-Klauseln aus R erfüllt, auch alle Klauseln aus der Menge `Clauses` erfüllt. Falls die Menge `Clauses` nicht erfüllbar ist, liefert der Aufruf

```
davisPutnam(Clauses, Literals)
```

als Ergebnis die Menge $\{\{\}\}$ zurück, denn die leere Klausel repräsentiert die unerfüllbare Formel \perp .

Sie fragen sich vielleicht, wozu wir in der Prozedur `davisPutnam` die Menge `Literals` brauchen. Der Grund ist, dass wir uns bei den rekursiven Aufrufen merken müssen, welche Literale wir schon benutzt haben. Diese Literale sammeln wir in der Menge `Literals`.

Die in Abbildung 6.12 gezeigte Implementierung funktioniert wie folgt:

1. In Zeile 2 reduzieren wir mit Hilfe der Methode `saturate` solange wie möglich die gegebene Klausel-Menge `Clauses` mit Hilfe von Unit-Schnitten und entfernen alle Klauseln, die durch Unit-Klauseln subsumiert werden.
2. Anschließend testen wir in Zeile 3, ob die so vereinfachte Klausel-Menge die leere Klausel enthält und geben in diesem Fall als Ergebnis die Menge $\{\{\}\}$ zurück.
3. Dann testen wir in Zeile 6, ob bereits alle Klauseln C aus der Menge `Clauses` Unit-Klauseln sind. Wenn dies so ist, dann ist die Menge `Clauses` trivial und wir geben diese Menge als Ergebnis zurück.
4. Andernfalls wählen wir in Zeile 9 ein Literal l aus der Menge `Clauses`, dass wir noch nicht benutzt haben. Wir untersuchen dann in Zeile 10 rekursiv, ob die Menge

$$\text{Clauses} \cup \{\{l\}\}$$

lösbar ist. Dabei gibt es zwei Fälle:

- (a) Falls diese Menge lösbar ist, geben wir die Lösung dieser Menge als Ergebnis zurück.
 (b) Sonst prüfen wir rekursiv, ob die Menge

$$\text{Clauses} \cup \left\{ \left\{ \overline{1} \right\} \right\}$$

lösbar ist. Ist diese Menge lösbar, so ist diese Lösung auch eine Lösung der Menge Clauses und wir geben diese Lösung zurück. Ist die Menge unlösbar, dann muss auch die Menge Clauses unlösbar sein.

```

1  davisPutnam := procedure(Clauses, Literals) {
2      Clauses := saturate(Clauses);
3      if ({ } in Clauses) {
4          return { { } };
5      }
6      if (forall (C in Clauses | #C == 1)) {
7          return Clauses;
8      }
9      l := selectLiteral(Clauses, Literals);
10     S := davisPutnam(Clauses + { {l} }, Literals + { l });
11     if (S != { { } }) {
12         return S; // solution found
13     }
14     notL := negateLiteral(l);
15     return davisPutnam(Clauses + { {notL} }, Literals + { notL });
16 };

```

Die Prozedur davisPutnam.

Wir diskutieren nun die Hilfsprozeduren, die bei der Implementierung der Prozedur davisPutnam verwendet wurden. Als erstes besprechen wir die Funktion saturate. Diese Prozedur erhält eine Menge S von Klauseln als Eingabe und führt alle möglichen Unit-Schnitte und Unit-Subsumptionen durch. Die Prozedur saturate ist in Abbildung 6.13 auf Seite 98 gezeigt.

```

1  saturate := procedure(S) {
2      Units := { C : C in S | #C == 1 };
3      Used := {};
4      while (Units != {}) {
5          Unit := arb(Units);
6          Used += { Unit };
7          l := arb(Unit);
8          S := reduce(S, l);
9          Units := { C : C in S | #C == 1 && !(C in Used) };
10     }
11     return S;
12 };

```

Die Prozedur saturate.

Die Implementierung von saturate funktioniert wie folgt:

1. Zunächst berechnen wir in Zeile 2 die Menge Units aller Unit-Klauseln.

2. Dann initialisieren wir in Zeile 3 die Menge `Used` als die leere Menge. In dieser Menge merken wir uns, welche Unit-Klauseln wir schon für Unit-Schnitte und Subsumptionen benutzt haben.
3. Solange die Menge `Units` der Unit-Klauseln nicht leer ist, wählen wir in Zeile 5 mit Hilfe der Funktion `arb` eine beliebige Unit-Klausel `Unit` aus der Menge `Units` aus.
4. In Zeile 6 fügen wir die Klausel `Unit` zu der Menge `Used` der benutzten Klausel hinzu.
5. In Zeile 7 extrahieren mit der Funktion `arb` das Literal `l` der Klausel `Unit`. Die Funktion `arb` liefert ein beliebiges Element der Menge zurück, das dieser Funktion als Argument übergeben wird. Enthält diese Menge nur ein Element, so wird also dieses Element zurück gegeben.
6. In Zeile 8 wird die eigentliche Arbeit durch einen Aufruf der Prozedur `reduce` geleistet. Diese Funktion berechnet alle Unit-Schnitte, die mit der Unit-Klausel `{l}` möglich sind und entfernt darüber hinaus alle Klauseln, die durch die Unit-Klausel `{l}` subsumiert werden.
7. Wenn die Unit-Schnitte mit der Unit-Klausel `{l}` berechnet werden, können neue Unit-Klauseln entstehen, die wir in Zeile 9 aufsammeln. Wir sammeln dort aber nur die Unit-Klauseln auf, die wir noch nicht benutzt haben.
8. Die Schleife in den Zeilen 4 – 10 wird nun solange durchlaufen, wie wir Unit-Klauseln finden, die wir noch nicht benutzt haben.
9. Am Ende geben wir die verbliebende Klauselmengenmenge als Ergebnis zurück.

Die dabei verwendete Prozedur `reduce()` ist in Abbildung 6.14 gezeigt. Im vorigen Abschnitt hatten wir die Funktion `reduce(S, l)`, die eine Klausel-Menge `S` mit Hilfe des Literals `l` reduziert, als

$$\text{reduce}(S, l) = \left\{ C \setminus \{\bar{l}\} \mid C \in S \wedge \bar{l} \in C \right\} \cup \left\{ C \in S \mid \bar{l} \notin C \wedge l \notin C \right\} \cup \left\{ \{l\} \right\}$$

definiert. Die Implementierung setzt diese Definition unmittelbar um.

```

1  reduce := procedure(S, l) {
2      notL := negateLiteral(l);
3      return  { C - { notL } : C in S | notL in C }
4              + { C : C in S | !(notL in C) && !(l in C) }
5              + { {l} };
6  };

```

Die Prozedur `reduce`.

Die Implementierung des Algorithmus von Davis und Putnam benutzt außer den bisher diskutierten Prozeduren noch zwei weitere Hilfsprozeduren, deren Implementierung in Abbildung 6.15 auf Seite 100 gezeigt wird.

1. Die Prozedur `selectLiteral` wählt ein beliebiges Literal aus einer gegebenen Menge `S` von Klauseln aus, das außerdem nicht in der Menge `Used` von Literalen vorkommen darf, die bereits benutzt worden sind. Dazu werden alle Klauseln, die ja Mengen von Literalen sind, vereinigt. Von dieser Menge wird dann die Menge der bereits benutzten Literalen abgezogen und aus der resultierenden Menge wird mit Hilfe der Funktion `rnd()` zufällig ein Literal ausgewählt. An Stelle der Funktion `rnd()` hätten wir hier auch die Funktion `arb()` benutzen können. Ich habe experimentell herausgefunden, dass der Davis-Putnam Algorithmus im Allgemeinen deutlich effizienter wird, wenn wir das Literal mit Hilfe der Funktion `rnd()` auswählen. Allerdings führt die zufällige Auswahl des Literals auch dazu, dass die Zeiten, die der Algorithmus benötigt, bei verschiedenen Aufrufen unterschiedlich sein können.
2. Die Prozedur `negateLiteral` bildet das Komplement \bar{l} eines gegebenen Literals `l`.

```

1  selectLiteral := procedure(S, Used) {
2      return rnd({} +/ S - Used); // use rnd instead of arb for efficiency
3  };
4  negateLiteral := procedure(l) {
5      match (l) {
6          case !p : return p;
7          case p : return !p;
8      }
9  };

```

Die Prozeduren `select` und `negateLiteral`.

Die oben dargestellte Version des Verfahrens von Davis und Putnam lässt sich in vielerlei Hinsicht verbessern. Aus Zeitgründen können wir auf solche Verbesserungen leider nicht weiter eingehen. Der interessierte Leser sei hier auf die Arbeit [MMZ⁺01] verwiesen:

Chaff: Engineering an Efficient SAT Solver
 von M. Moskewicz, C. Madigan, Y. Zhao, L. Zhang, S. Malik

6.7 Das 8-Damen-Problem

In diesem Abschnitt zeigen wir, wie bestimmte kombinatorische Probleme in aussagenlogische Probleme umformuliert werden können. Diese können dann anschließend mit dem Algorithmus von Davis und Putnam bzw. gelöst werden. Als konkretes Beispiel betrachten wir das **8-Damen-Problem**. Dabei geht es darum, 8 Damen so auf einem Schach-Brett aufzustellen, dass keine Dame eine andere Dame schlagen kann. Beim **Schach-Spiel** kann eine Dame dann eine andere Figur schlagen, wenn diese Figur entweder

- in derselben Zeile,
- in derselben Spalte oder
- in derselben Diagonale

wie die Dame steht. Abbildung 6.16 auf Seite 101 zeigt ein Schachbrett, in dem sich in der dritten Zeile in der vierten Spalte eine Dame befindet. Diese Dame kann auf alle die Felder ziehen, die mit Pfeilen markierte sind, und kann damit Figuren, die sich auf diesen Feldern befinden, schlagen.

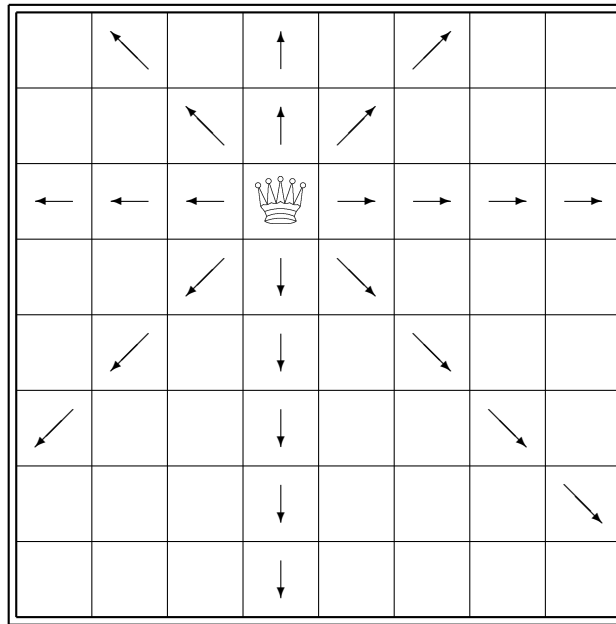
Als erstes überlegen wir uns, wie wir ein Schach-Brett mit den darauf positionierten Damen aussagenlogisch repräsentieren können. Eine Möglichkeit besteht darin, für jedes Feld eine aussagenlogische Variable einzuführen. Diese Variable drückt aus, dass auf dem entsprechenden Feld eine Dame steht. Wir ordnen diesen Variablen wie folgt Namen zu: Die Variable, die das j -te Feld in der i -ten Zeile bezeichnet, stellen wir durch den Term

$$\text{@Var}(i, j) \quad \text{mit } i, j \in \{1, \dots, 8\}$$

dar. Wir nummerieren die Zeilen dabei von oben beginnend von 1 bis 8 durch, während die Spalten von links nach rechts nummeriert werden. Abbildung 6.17 auf Seite 102 zeigt die Zuordnung der Variablen zu den Feldern. Zur Vereinfachung habe ich dort statt $\text{@Var}(i, j)$ nur $\text{Var}(i, j)$ geschrieben.

Als nächstes überlegen wir uns, wie wir die einzelnen Bedingungen des 8-Damen-Problems als aussagenlogische Formeln kodieren können. Letztlich lassen sich alle Aussagen der Form

- “in einer Zeile steht höchstens eine Dame”,
- “in einer Spalte steht höchstens eine Dame”, oder



Das 8-Damen-Problem.

- “in einer Diagonale steht höchstens eine Dame”

auf dasselbe Grundmuster zurückführen: Ist eine Menge von aussagenlogischen Variablen

$$V = \{x_1, \dots, x_n\}$$

gegeben, so brauchen wir eine Formel die aussagt, dass **höchstens** eine der Variablen aus V den Wert true hat. Das ist aber gleichbedeutend damit, dass für jedes Paar $x_i, x_j \in V$ mit $x_i \neq x_j$ die folgende Formel gilt:

$$\neg(x_i \wedge x_j).$$

Diese Formel drückt aus, dass die Variablen x_i und x_j nicht gleichzeitig den Wert true annehmen. Nach den DeMorgan’schen Gesetzen gilt

$$\neg(x_i \wedge x_j) \leftrightarrow \neg x_i \vee \neg x_j$$

und die Klausel auf der rechten Seite dieser Äquivalenz schreibt sich in Mengen-Schreibweise als

$$\{\neg x_i, \neg x_j\}.$$

Die Formel, die für eine Variablen-Menge V ausdrückt, dass keine zwei verschiedenen Variablen gleichzeitig wahr sind, kann daher als Klausel-Menge in der Form

$$\{ \{\neg p, \neg q\} \mid p \in V \wedge q \in V \wedge p \neq q \}$$

geschrieben werden. Wir setzen diese Überlegungen in eine SETLX-Prozedur um. Die in Abbildung 6.18 gezeigte Prozedur `atMostOne()` bekommt als Eingabe eine Menge S von aussagenlogischen Variablen. Der Aufruf `atMostOne(S)` berechnet eine Menge von Klauseln. Diese Klauseln sind genau dann wahr, wenn höchstens eine der Variablen aus S den Wert true hat.

Mit Hilfe der Prozedur `atMostOne` können wir nun die Prozedur `atMostOneInRow` implementieren. Der Aufruf

```
atMostOneInRow(row, n)
```

berechnet für eine gegebene Zeile `row` bei einer Brettgröße von `n` eine Formel, die ausdrückt, dass in der Zeile `row` höchstens eine Dame steht. Abbildung 6.19 zeigt die Prozedur `atMostOneInRow`: Wir sammeln alle Variablen der durch `row` spezifizierten Zeile in der Menge

Var(1,1)	Var(1,2)	Var(1,3)	Var(1,4)	Var(1,5)	Var(1,6)	Var(1,7)	Var(1,8)
Var(2,1)	Var(2,2)	Var(2,3)	Var(2,4)	Var(2,5)	Var(2,6)	Var(2,7)	Var(2,8)
Var(3,1)	Var(3,2)	Var(3,3)	Var(3,4)	Var(3,5)	Var(3,6)	Var(3,7)	Var(3,8)
Var(4,1)	Var(4,2)	Var(4,3)	Var(4,4)	Var(4,5)	Var(4,6)	Var(4,7)	Var(4,8)
Var(5,1)	Var(5,2)	Var(5,3)	Var(5,4)	Var(5,5)	Var(5,6)	Var(5,7)	Var(5,8)
Var(6,1)	Var(6,2)	Var(6,3)	Var(6,4)	Var(6,5)	Var(6,6)	Var(6,7)	Var(6,8)
Var(7,1)	Var(7,2)	Var(7,3)	Var(7,4)	Var(7,5)	Var(7,6)	Var(7,7)	Var(7,8)
Var(8,1)	Var(8,2)	Var(8,3)	Var(8,4)	Var(8,5)	Var(8,6)	Var(8,7)	Var(8,8)

Zuordnung der Variablen.

```

1  atMostOne := procedure(S) {
2      return { { !p, !q } : p in S, q in S | p != q };
3  };

```

Die Prozedur atMostOne.

$$\{\text{Var}(\text{row}, j) \mid j \in \{1, \dots, n\}\}$$

auf und rufen mit dieser Menge die Funktion `atMostOne()` auf, die das Ergebnis als Menge von Klauseln liefert.

Als nächstes berechnen wir eine Formel die aussagt, dass **mindestens** eine Dame in einer gegebenen Spalte steht. Für die erste Spalte hätte diese Formel im Falle eine 8×8 -Bretts die Form

$$@\text{Var}(1,1) \vee @\text{Var}(2,1) \vee @\text{Var}(3,1) \vee @\text{Var}(4,1) \vee @\text{Var}(5,1) \vee @\text{Var}(6,1) \vee @\text{Var}(7,1) \vee @\text{Var}(8,1)$$

```

1  atMostOneInRow := procedure(row, n) {
2      return atMostOne({ @Var(row, j) : j in {1 .. n} });
3  };

```

Die Prozedur `atMostOneInRow`.

und wenn allgemein eine Spalte c mit $c \in \{1, \dots, 8\}$ gegeben ist, lautet die Formel

$$@Var(1, c) \vee @Var(2, c) \vee @Var(3, c) \vee @Var(4, c) \vee @Var(5, c) \vee @Var(6, c) \vee @Var(7, c) \vee @Var(8, c).$$

Schreiben wir diese Formel in der Mengenschreibweise als Menge von Klauseln, so erhalten wir

$$\{ \{ @Var(1, c), @Var(2, c), @Var(3, c), @Var(4, c), @Var(5, c), @Var(6, c), @Var(7, c), @Var(8, c) \} \}.$$

Abbildung 6.20 zeigt eine SETLX-Prozedur, die für eine gegebene Spalte `column` und eine gegebene Brettgröße `n` die entsprechende Klausel-Menge berechnet. Der Schritt, von einer einzelnen Klausel zu einer Menge von Klauseln überzugehen ist notwendig, denn unsere Implementierung des Algorithmus von Davis und Putnam arbeitet mit einer Menge von Klauseln.

```

1  oneInColumn := procedure(column, n) {
2      return { { @Var(row, column) : row in { 1 .. n } } };
3  };

```

Die Prozedur `oneInColumn`.

An dieser Stelle erwarten Sie vielleicht, dass wir noch Formeln angeben die ausdrücken, dass in einer gegebenen Spalte höchstens eine Dame steht und dass in jeder Zeile mindestens eine Dame steht. Solche Formeln sind aber unnötig, denn wenn wir wissen, dass in jeder Spalte mindestens eine Dame steht, so wissen wir bereits, dass auf dem Brett mindestens 8 Damen stehen. Wenn wir nun zusätzlich wissen, dass in jeder Zeile höchstens eine Dame steht, so ist automatisch klar, dass höchstens 8 Damen auf dem Brett stehen. Damit stehen also insgesamt genau 8 Damen auf dem Brett. Dann kann aber in jeder Spalte nur höchstens eine Dame stehen und genauso muss in jeder Zeile mindestens eine Dame stehen, denn sonst würden wir nicht auf 8 Damen kommen.

Als nächstes überlegen wir uns, wie wir die Variablen, die auf derselben [Diagonale](#) stehen, charakterisieren können. Es gibt grundsätzlich zwei verschiedene Arten von Diagonalen: [Absteigende](#) Diagonalen und [aufsteigende](#) Diagonalen. Wir betrachten zunächst die aufsteigenden Diagonalen. Die längste aufsteigende Diagonale, wir sagen dazu auch [Hauptdiagonale](#), besteht im Fall eines 8×8 -Bretts aus den Variablen

$$@Var(8, 1), @Var(7, 2), @Var(6, 3), @Var(5, 4), @Var(4, 5), @Var(3, 6), @Var(2, 7), @Var(1, 8).$$

Die Indizes r und c der Variablen $@Var(r, c)$ erfüllen offenbar die Gleichung

$$r + c = 9.$$

Allgemein erfüllen die Indizes der Variablen einer aufsteigenden Diagonale, die mehr als ein Feld enthält, die Gleichung

$$r + c = k,$$

wobei k einen Wert aus der Menge $\{3, \dots, 15\}$ annimmt. Den Wert k geben wir als Argument bei der Prozedur `atMostOneInUpperDiagonal` mit. Diese Prozedur ist in Abbildung 6.21 gezeigt.

Um zu sehen, wie die Variablen einer fallenden Diagonale charakterisiert werden können, betrachten wir die fallende [Hauptdiagonale](#), die aus den Variablen

$$@Var(1, 1), @Var(2, 2), @Var(3, 3), @Var(4, 4), @Var(5, 5), @Var(6, 6), @Var(7, 7), @Var(8, 8)$$

besteht. Die Indizes r und c dieser Variablen erfüllen offenbar die Gleichung

```

1  atMostOneInUpperDiagonal := procedure(k, n) {
2      S := { @Var(row, col) : row in [1..n], col in [1..n] | row + col == k };
3      return atMostOne(S);
4  };

```

Die Prozedur `atMostOneInUpperDiagonal`.

$$r - c = 0.$$

Allgemein erfüllen die Indizes der Variablen einer absteigenden Diagonale die Gleichung

$$r - c = k,$$

wobei k einen Wert aus der Menge $\{-6, \dots, 6\}$ annimmt. Den Wert k geben wir als Argument bei der Prozedur `atMostOneInLowerDiagonal` mit. Diese Prozedur ist in Abbildung 6.22 gezeigt.

```

1  atMostOneInLowerDiagonal := procedure(k, n) {
2      S := { @Var(row, col) : row in [1..n], col in [1..n] | row - col == k };
3      return atMostOne(S);
4  };

```

Die Prozedur `atMostOneInLowerDiagonal`.

Jetzt sind wir in der Lage, unsere Ergebnisse zusammen zu fassen: Wir können eine Menge von Klauseln konstruieren, die das 8-Damen-Problem vollständig beschreiben. Abbildung 6.23 zeigt die Implementierung der Prozedur `allClauses`. Der Aufruf

`allClauses(n)`

rechnet für ein Schach-Brett der Größe n eine Menge von Klauseln aus, die genau dann erfüllt sind, wenn auf dem Schach-Brett

1. in jeder Zeile höchstens eine Dame steht (Zeile 2),
2. in jeder absteigenden Diagonale höchstens eine Dame steht (Zeile 3),
3. in jeder aufsteigenden Diagonale höchstens eine Dame steht (Zeile 4) und
4. in jeder Spalte mindestens eine Dame steht (Zeile 5).

Die Ausdrücke in den einzelnen Zeilen liefern Mengen, deren Elemente Klausel-Mengen sind. Was wir als Ergebnis brauchen ist aber eine Klausel-Menge und keine Menge von Klausel-Mengen. Daher bilden wir mit dem Operator `“+”` die Vereinigung dieser Mengen.

```

1  allClauses := procedure(n) {
2      return  +/ { atMostOneInRow(row, n)           : row in {1..n}           }
3              + +/ { atMostOneInLowerDiagonal(k, n) : k in {-(n-2) .. n-2} }
4              + +/ { atMostOneInUpperDiagonal(k, n) : k in {3 .. 2*n - 1} }
5              + +/ { oneInColumn(column, n)         : column in {1 .. n}     };
6  };

```

Die Prozedur `allClauses`.

Als letztes zeigen wir in Abbildung 6.24 die Prozedur `solve`, mit der wir das 8-Damen-Problem lösen können. Hierbei ist `printBoard()` eine Prozedur, welche die Lösung in lesbarere Form als Schachbrett ausdrückt.

Das funktioniert allerdings nur, wenn ein Font verwendet wird, bei dem alle Zeichen die selbe Breite haben. Diese Prozedur ist der Vollständigkeit halber in Abbildung 6.25 gezeigt, wir wollen die Implementierung aber nicht weiter diskutieren. Das vollständige Programm finden Sie auf meiner Webseite unter dem Namen `queens.stlx`.

```

1  solve := procedure(n) {
2      Clauses := allClauses(n);
3      Solution := davisPutnam(Clauses, {});
4      if (Solution != { {} }) {
5          printBoard(Solution, n);
6      } else {
7          print("The problem is not solvable for $n$ queens!");
8          print("Try to increase the number of queens.");
9      }
10 };

```

Die Prozedur solve.

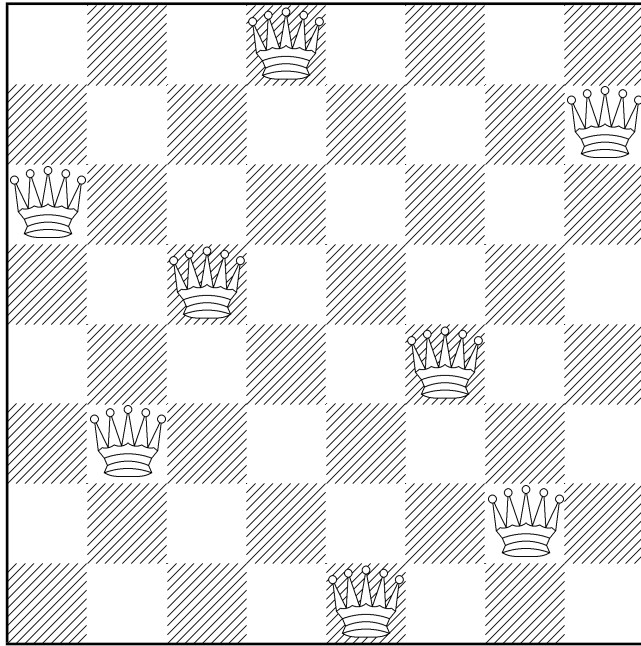
```

1  printBoard := procedure(I, n) {
2      if (I == { {} }) {
3          return;
4      }
5      print("-" * (8*n+1));
6      for (row in [1..n]) {
7          printEmptyLine(n);
8          line := "|";
9          for (col in [1..n]) {
10             if ({ @Var(row, col) } in I) {
11                 line += " Q ";
12             } else {
13                 line += "   ";
14             }
15         }
16         print(line);
17         printEmptyLine(n);
18         print("-" * (8*n+1));
19     }
20 };
21 printEmptyLine := procedure(n) {
22     line := "|";
23     for (col in [1..n]) {
24         line += "   ";
25     }
26     print(line);
27 };

```

Die Prozedur printBoard().

Die durch den Aufruf `davisPutnam(Clauses, {})` berechnete Menge `solution` enthält für jede der Variablen `@Var(r,c)` entweder die Unit-Klausel `{@Var(r,c)}` (falls auf diesem Feld eine Dame steht) oder aber die Unit-Klausel `{!@Var(r,c)}` (falls das Feld leer bleibt). Eine graphische Darstellung des durch die berechnete Belegung dargestellten Schach-Bretts sehen Sie in Abbildung 6.26.



Eine Lösung des 8-Damen-Problems.

Das 8-Damen-Problem ist natürlich nur eine spielerische Anwendung der Aussagen-Logik. Trotzdem zeigt es die Leistungsfähigkeit des Algorithmus von Davis und Putnam sehr gut, denn die Menge der Klauseln, die von der Prozedur `allClauses` berechnet wird, füllt unformatiert fünf Bildschirm-Seiten, falls diese eine Breite von 80 Zeichen haben. In dieser Klausel-Menge kommen 64 verschiedene Variablen vor.

In der Praxis gibt es viele Probleme, die sich in ganz ähnlicher Weise auf die Lösung einer Menge von Klauseln zurückführen lassen. Dazu gehört zum Beispiel das Problem, einen Stundenplan zu erstellen, der gewissen Nebenbedingungen genügt. Verallgemeinerungen des Stundenplan-Problems werden in der Literatur als [Scheduling-Problemen](#) bezeichnet. Die effiziente Lösung solcher Probleme ist Gegenstand der aktuellen Forschung.

6.8 Reflexion

1. Wie haben wir die Menge der aussagenlogischen Formeln definiert?
2. Wie ist die Semantik der aussagenlogischen Formeln festgelegt worden?
3. Wie können wir aussagenlogische Formeln in SETLX darstellen?
4. Was ist eine Tautologie?
5. Wie können Sie die konjunktive Normalform einer gegebenen aussagenlogischen Formel berechnen und wie lässt sich diese Berechnung in SETLX implementieren?
6. Wie haben wir den Beweis-Begriff $M \vdash C$ definiert?
7. Welche Eigenschaften hat der Beweis-Begriff \vdash ?
8. Wie funktioniert das Verfahren von Davis und Putnam?

Literaturverzeichnis

- [Can95] Georg Cantor. Beiträge zur Begründung der transfiniten Mengenlehre. *Mathematische Annalen*, 46:481–512, 1895.
- [Ced18] Naomi R. Ceder. *The Quick Python Book*. Manning Publications, 3rd edition, 2018.
- [DLL62] Martin Davis, George Logemann, and Donald Loveland. A machine program for theorem-proving. *Communications of the ACM*, 5(7):394–397, 1962.
- [DP60] Martin Davis and Hilary Putnam. A computing procedure for quantification theory. *Journal of the ACM*, 7(3):201–215, July 1960.
- [Lip98] Seymour Lipschutz. *Set Theory and Related Topics*. McGraw-Hill, New York, 1998.
- [Lut13] Mark Lutz. *Learning Python*. O'Reilly and Associates, 5th edition, 2013.
- [MMZ⁺01] Matthew W. Moskewicz, Conor F. Madigan, Ying Zhao, Lintao Zhang, and Sharad Malik. Chaff: Engineering an Efficient SAT Solver. In *Proceedings of the 38th Design Automation Conference (DAC'01)*, 2001.
- [Ric53] Henry G. Rice. Classes of recursively enumerable sets and their decision problems. *Transactions of the American Mathematical Society*, 83, 1953.
- [Tur36] Alan M. Turing. On computable numbers, with an application to the “Entscheidungsproblem”. *Proceedings of the London Mathematical Society*, 42(2):230–265, 1936.