

Bool'sche Algebra

Fahrplan

Recap

Einleitung

Erfüllbarkeit & Äquivalenz

Beweisstrategien

Strukturelle Induktion

Normalformdarstellungen

Aussagenlogik

Definition (Aussagenlogik)

Aussagenlogik, als Teilgebiet der Logik, befasst sich mit Aussagen und der Verknüpfung von Aussagen mittels *Junktoren*.

- ▶ Junktoren sind logische Verknüpfungen
- ▶ Klassische Junktoren:
 - ▶ Negation $\neg P$
 - ▶ Implikation/Subjunktion/Konditional $P \Rightarrow Q$
 - ▶ Äquivalenz/Bikonditional/Bisubjunktion $P \Leftrightarrow Q$
 - ▶ Konjunktion $P \wedge Q$
 - ▶ Disjunktion $P \vee Q$

[Rau08]

Bool'sche Algebra nach Huntington (Wichtig!)

Definition

Die bool'sche Algebra nach Huntington ist definiert als Menge $\mathcal{V} : \{0, 1\}$ mit den Verknüpfungen $\cdot(\wedge), +(\vee)$, sodass $\mathcal{V} \times \mathcal{V} \rightarrow \mathcal{V}$, also $\{0, 1\} \times \{0, 1\} \rightarrow \{0, 1\}$.

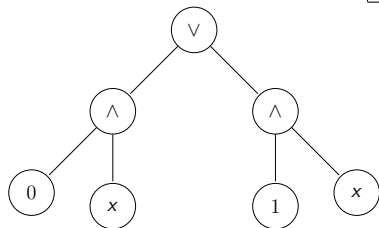
- ▶ Kommutativgesetze (K): $a \cdot b = b \cdot a$ bzw. $a + b = b + a$
- ▶ Distributivgesetze (D): $a \cdot (b + c) = (a \cdot b) + (a \cdot c)$ bzw.
 $a + (b \cdot c) = (a + b) \cdot (a + c)$
- ▶ Neutrale Elemente (N): $\exists e, n \in \mathcal{V}$ mit $a \cdot e = a$ und $a + n = a$
- ▶ Inverse Elemente (I): $\forall a \in \mathcal{V}$ existiert ein a' mit $a \cdot a' = n$ und $a + a' = e$

Übernommen von [Bar13] bzw. [Hof20]

Darstellungen & Bool'sche Funktionen

► Wahrheitstabelle

| a | b | $a \Rightarrow b$ |
|-----|-----|-------------------|
| 0 | 0 | 1 |
| 0 | 1 | 1 |
| 1 | 0 | 0 |
| 1 | 1 | 1 |



► Algebraische Darstellung: $y = ((0 \wedge x) \vee (1 \vee x))$

Notation und Operatorenbindung

- ▶ Syntactic Sugar (Ableitungen aus Basisverknüpfungen)
 - ▶ $(a \Rightarrow b)$ für $(\neg a \vee b)$ – Implikation
 - ▶ $(a \Leftarrow b)$ für $(b \Rightarrow a)$ – Inversion der Implikation
 - ▶ $(a \Leftrightarrow b)$ für $(a \Rightarrow b) \wedge (a \Leftarrow b)$ – Äquivalenz
 - ▶ $(a \oplus b)$ für $\neg(a \Leftrightarrow b)$ – Antivalenz oder Exklusiv-ODER/XOR
 - ▶ $\neg(a \vee b)$ – NOR
 - ▶ $\neg(a \wedge b)$ – NAND
- ▶ Bindung der Operatoren
 - ▶ \wedge bindet stärker als \vee
 - ▶ \neg bindet stärker als \wedge
- ▶ Klammerung
 - ▶ Gleiche Verknüpfungen: linksassoziativ zusammengefasst

Beispiel

$$Y = (A \vee B) \wedge (\neg A \vee B) \wedge (A \vee \neg B)$$

Beispiel

Umformulieren:

$$\begin{aligned} Y &= (A \vee B) \wedge (\neg A \vee B) \wedge (A \vee \neg B) \\ &= ((A + B) \cdot (\overline{A} + B) \cdot (A + \overline{B})) \\ &= ((A \cdot B \cdot B) + (B \cdot A \cdot A) + (A \cdot A \cdot \overline{A}) + (B \cdot B \cdot \overline{B}) \\ &\quad + (A \cdot B \cdot \overline{A}) + (A \cdot B \cdot \overline{B}) + (A \cdot \overline{A} \cdot \overline{B}) + (B \cdot \overline{A} \cdot \overline{B})) \end{aligned}$$

Beispiel

Anwenden der Idempotenz: $X \cdot X = X$ für $X = B$

$$\begin{aligned} &= (A \cdot (B \cdot B)) + (B \cdot A \cdot A) + (A \cdot A \cdot \bar{A}) + (B \cdot B \cdot \bar{B}) \\ &+ (A \cdot B \cdot \bar{A}) + (A \cdot B \cdot \bar{B}) + (A \cdot \bar{A} \cdot \bar{B}) + (B \cdot \bar{A} \cdot \bar{B}) \\ &= (A \cdot (B)) + (B \cdot A \cdot A) + (A \cdot A \cdot \bar{A}) + (B \cdot B \cdot \bar{B}) \\ &+ (A \cdot B \cdot \bar{A}) + (A \cdot B \cdot \bar{B}) + (A \cdot \bar{A} \cdot \bar{B}) + (B \cdot \bar{A} \cdot \bar{B}) \end{aligned}$$

Beispiel

Anwenden der Idempotenz: $X \cdot X = X$ für $X = A$

$$\begin{aligned} &= (A \cdot B) + (B \cdot (A \cdot A)) + (A \cdot A \cdot \bar{A}) + (B \cdot B \cdot \bar{B}) \\ &+ (A \cdot B \cdot \bar{A}) + (A \cdot B \cdot \bar{B}) + (A \cdot \bar{A} \cdot \bar{B}) + (B \cdot \bar{A} \cdot \bar{B}) \\ &= (A \cdot B) + (B \cdot (A)) + (A \cdot A \cdot \bar{A}) + (B \cdot B \cdot \bar{B}) \\ &+ (A \cdot B \cdot \bar{A}) + (A \cdot B \cdot \bar{B}) + (A \cdot \bar{A} \cdot \bar{B}) + (B \cdot \bar{A} \cdot \bar{B}) \end{aligned}$$

Beispiel

Anwenden des Kommutativgesetz:

$$\begin{aligned} &= (A \cdot B) + (B \cdot A) + (A \cdot A \cdot \overline{A}) + (B \cdot B \cdot \overline{B}) + (A \cdot B \cdot \overline{A}) \\ &+ (A \cdot B \cdot \overline{B}) + (A \cdot \overline{A} \cdot \overline{B}) + (B \cdot \overline{A} \cdot \overline{B}) \\ &= (A \cdot B) + (A \cdot B) + (A \cdot A \cdot \overline{A}) + (B \cdot B \cdot \overline{B}) + (A \cdot B \cdot \overline{A}) \\ &+ (A \cdot B \cdot \overline{B}) + (A \cdot \overline{A} \cdot \overline{B}) + (B \cdot \overline{A} \cdot \overline{B}) \end{aligned}$$

Beispiel

Anwenden der Idempotenz: $X \cdot X = X$ für $X = A \cdot B$

$$\begin{aligned} &= ((A \cdot B) + (B \cdot A)) + (A \cdot A \cdot \bar{A}) + (B \cdot B \cdot \bar{B}) + (A \cdot B \cdot \bar{A}) \\ &+ (A \cdot B \cdot \bar{B}) + (A \cdot \bar{A} \cdot \bar{B}) + (B \cdot \bar{A} \cdot \bar{B}) \\ &= (A \cdot B) + (A \cdot A \cdot \bar{A}) + (B \cdot B \cdot \bar{B}) + (A \cdot B \cdot \bar{A}) \\ &+ (A \cdot B \cdot \bar{B}) + (A \cdot \bar{A} \cdot \bar{B}) + (B \cdot \bar{A} \cdot \bar{B}) \end{aligned}$$

Beispiel

Anwenden der Idempotenz: $X \cdot X = X$ für $X = A$ und $X = B$ (Nicht dargestellt)

Anwenden des Komplements

$$\begin{aligned} &= (A \cdot B) + (A \cdot \bar{A}) + (B \cdot \bar{B}) + (A \cdot B \cdot \bar{A}) + (A \cdot B \cdot \bar{B}) + (A \cdot \bar{A} \cdot \bar{B}) + (B \cdot \bar{A} \cdot \bar{B}) \\ &= (A \cdot B) + (0) + (B \cdot \bar{B}) + (A \cdot B \cdot \bar{A}) + (A \cdot B \cdot \bar{B}) + (A \cdot \bar{A} \cdot \bar{B}) + (B \cdot \bar{A} \cdot \bar{B}) \end{aligned}$$

Beispiel

Anwenden der Identität:

$$\begin{aligned} &= (((A \cdot B) + 0) + (B \cdot \overline{B}) + (A \cdot B \cdot \overline{A}) + (A \cdot B \cdot \overline{B}) + (A \cdot \overline{A} \cdot \overline{B}) + (B \cdot \overline{A} \cdot \overline{B})) \\ &= (A \cdot B) + (B \cdot \overline{B}) + (A \cdot B \cdot \overline{A}) + (A \cdot B \cdot \overline{B}) + (A \cdot \overline{A} \cdot \overline{B}) + (B \cdot \overline{A} \cdot \overline{B}) \\ &= (A \cdot B) + (B \cdot \overline{B}) + (A \cdot B \cdot \overline{A}) + (A \cdot B \cdot \overline{B}) + (A \cdot \overline{A} \cdot \overline{B}) + (B \cdot \overline{A} \cdot \overline{B}) \\ &= (A \cdot B) + (0) + (A \cdot B \cdot \overline{A}) + (A \cdot B \cdot \overline{B}) + (A \cdot \overline{A} \cdot \overline{B}) + (B \cdot \overline{A} \cdot \overline{B}) \end{aligned}$$

Beispiel

Anwenden des Komplements und Identität:

$$\begin{aligned} &= (A \cdot B) + (B \cdot \overline{B}) + (A \cdot B \cdot \overline{A}) + (A \cdot B \cdot \overline{B}) + (A \cdot \overline{A} \cdot \overline{B}) + (B \cdot \overline{A} \cdot \overline{B}) \\ &= (A \cdot B) + (0) + (A \cdot B \cdot \overline{A}) + (A \cdot B \cdot \overline{B}) + (A \cdot \overline{A} \cdot \overline{B}) + (B \cdot \overline{A} \cdot \overline{B}) \\ &= ((A \cdot B) + 0) + (A \cdot B \cdot \overline{A}) + (A \cdot B \cdot \overline{B}) + (A \cdot \overline{A} \cdot \overline{B}) + (B \cdot \overline{A} \cdot \overline{B}) \\ &= (A \cdot B) + (A \cdot B \cdot \overline{A}) + (A \cdot B \cdot \overline{B}) + (A \cdot \overline{A} \cdot \overline{B}) + (B \cdot \overline{A} \cdot \overline{B}) \end{aligned}$$

Beispiel

Anwenden des Kommutativgesetz und Komplements:

$$\begin{aligned} &= (A \cdot B) + (A \cdot B \cdot \overline{A}) + (A \cdot B \cdot \overline{B}) + (A \cdot \overline{A} \cdot \overline{B}) + (B \cdot \overline{A} \cdot \overline{B}) \\ &= (A \cdot B) + (A \cdot \overline{A} \cdot B) + (A \cdot B \cdot \overline{B}) + (A \cdot \overline{A} \cdot \overline{B}) + (B \cdot \overline{A} \cdot \overline{B}) \\ &= (A \cdot B) + (0 \cdot B) + (A \cdot B \cdot \overline{B}) + (A \cdot \overline{A} \cdot \overline{B}) + (B \cdot \overline{A} \cdot \overline{B}) \\ &= (A \cdot B) + (B \cdot 0) + (A \cdot B \cdot \overline{B}) + (A \cdot \overline{A} \cdot \overline{B}) + (B \cdot \overline{A} \cdot \overline{B}) \end{aligned}$$

Beispiel

Anwenden der Dominanz und Identität:

$$\begin{aligned} &= (A \cdot B) + (B \cdot 0) + (A \cdot B \cdot \overline{B}) + (A \cdot \overline{A} \cdot \overline{B}) + (B \cdot \overline{A} \cdot \overline{B}) \\ &= (A \cdot B) + (0) + (A \cdot B \cdot \overline{B}) + (A \cdot \overline{A} \cdot \overline{B}) + (B \cdot \overline{A} \cdot \overline{B}) \\ &= ((A \cdot B) + 0) + (A \cdot B \cdot \overline{B}) + (A \cdot \overline{A} \cdot \overline{B}) + (B \cdot \overline{A} \cdot \overline{B}) \\ &= (A \cdot B) + (A \cdot B \cdot \overline{B}) + (A \cdot \overline{A} \cdot \overline{B}) + (B \cdot \overline{A} \cdot \overline{B}) \end{aligned}$$

Beispiel

... Wiederholung Identität und Dominanz durch 0 und Anwenden der Identität

$$\begin{aligned} &= (A \cdot B) + (\overline{A} \cdot 0) = (A \cdot B) + (0) \\ &= ((A \cdot B) + 0) = (A \cdot B) \end{aligned}$$

Heute

- ▶ Erfüllbarkeit & Äquivalenz
- ▶ Beweisstrategien & Induktion – Strukturelle Induktion
- ▶ Negationstheorem
- ▶ De Morgan Regeln & Dualitätsprinzip
- ▶ Universelle Operatoren
- ▶ Normalformen
- ▶ Bitweise logische Operationen, Bit-Maskierung
- ▶ (Einführung Logikgatter)

Erfüllbarkeit

Definition (Erfüllbarkeit)

Sei φ ein beliebiger boolescher Ausdruck. φ heißt

- ▶ erfüllbar, wenn es Werte x_1, \dots, x_n gibt, mit $\varphi(x_1, \dots, x_n) = 1$.
- ▶ widerlegbar, wenn es Werte x_1, \dots, x_n gibt, mit $\varphi(x_1, \dots, x_n) = 0$.
- ▶ unerfüllbar, wenn $\varphi(x_1, \dots, x_n)$ immer gleich 0 ist.
- ▶ allgemeingültig, wenn $\varphi(x_1, \dots, x_n)$ immer gleich 1 ist.

Einen allgemeingültigen Ausdruck bezeichnen wir auch als **Tautologie**.

Erfüllbarkeit/Unerfüllbar/Allgemeingültig

► Erfüllbare Funktionen

- $\varphi_1 = \neg x$
- $\varphi_2 = x \wedge y$
- $\varphi_3 = x \vee y$

► Unerfüllbare Funktionen

- $\varphi_1 = 0$
- $\varphi_2 = x \wedge \neg x$
- $\varphi_3 = \neg(x \vee \neg x)$

► Allgemeingültige Funktionen

- $\varphi_1 = 1$
- $\varphi_2 = x \vee \neg x$
- $\varphi_3 = \neg(x \wedge \neg x)$

Äquivalenz

Definition (Äquivalenz)

Zwei bool'sche Ausdrücke φ und ψ sind äquivalent, falls sie dieselbe Funktion repräsentieren. In anderen Worten: φ und ψ sind genau dann äquivalent, wenn für alle Variablenbelegungen x_1, \dots, x_n die folgende Beziehung gilt:

$$\varphi(x_1, \dots, x_n) = \psi(x_1, \dots, x_n)$$

D.h. Zwei bool'sche Ausdrücke ϕ und ψ sind genau dann äquivalent, wenn der Ausdruck $\phi \Leftrightarrow \psi$ eine Tautologie ist.

Mithilfe von Wahrheitstafeln, algebraischer Umformung oder durch Erzeugen einer Normalform können wir die Äquivalenz feststellen.

Beweisstrategien

- ▶ Direkter Beweis
 - ▶ Annahme: A ist allgemeingültig, durch richtiges Schließen: $A \Rightarrow B$
- ▶ Indirekter Beweis:
 - ▶ Negation der Annahme darf zu keinem korrekten Ergebnis führen
- ▶ Vollständige Induktion
 - ▶ Beweise für Aussagen über die natürlichen Zahlen \mathbb{N}
 - ▶ Basierend auf den Peano-Axiomen für \mathbb{N}

Beweisregeln

- ▶ Abtrennungsregel:
 - ▶ Sind A und $A \Rightarrow B$ allgemeingültig, so ist B allgemeingültig
 - ▶ Korrektheit folgt aus der Allgemeingültigkeit von $(A \wedge (A \Rightarrow B)) \Rightarrow B$
- ▶ Fallunterscheidung
 - ▶ Sind $A \Rightarrow B$ und $\neg A \Rightarrow B$ allgemeingültig, so ist B allgemeingültig
 - ▶ Korrektheit folgt aus der Allgemeingültigkeit von $((A \Rightarrow B) \wedge ((\neg A) \Rightarrow B)) \Rightarrow B$
- ▶ Kettenschluss
 - ▶ Sind $A \Rightarrow B$ und $B \Rightarrow C$ allgemeingültig, so ist $A \Rightarrow C$ allgemeingültig
 - ▶ Korrektheit folgt aus der Allgemeingültigkeit von $((A \Rightarrow B) \wedge (B \Rightarrow C)) \Rightarrow (A \Rightarrow C)$

Beweisregeln

- ▶ Indirekter Beweis
 - ▶ Sind $A \Rightarrow B$ und $A \Rightarrow \neg B$ allgemeingültig, so ist $\neg A$ allgemeingültig
 - ▶ Korrektheit folgt aus der Allgemeingültigkeit von
$$((A \Rightarrow B) \wedge (A \Rightarrow (\neg B))) \Rightarrow (\neg A)$$
- ▶ Kontraposition: Ist $A \Rightarrow B$ allgemeingültig, so ist $(\neg B) \Rightarrow (\neg A)$ allgemeingültig
 - ▶ Korrektheit folgt aus der Allgemeingültigkeit von
$$(A \Rightarrow B) \Rightarrow ((\neg B) \Rightarrow (\neg A)).$$

Vollständige Induktion

- ▶ Drei Teile:
 - ▶ Induktionsanfang (IA) & Induktionsannahme
 - ▶ Induktionsschritt (IS)
 - ▶ Induktionsschluss

Beispiel: Vollständige Induktion

Theorem

$$\forall n (n \in \mathbb{N}_0 \rightarrow 2^0 + 2^1 + \dots + 2^n = 2^{n+1} - 1)$$

Beweis.

Prädikat: $\varphi(n) \equiv (2^0 + 2^1 + \dots + 2^n = 2^{n+1} - 1)$

1. Induktionsanfang (IA): $\varphi(0)$ soll gelten $2^0 = 2^{0+1} - 1 \Leftrightarrow 1 = 1 \checkmark$
2. Induktionsschritt (IS):

$$\varphi(n) \Rightarrow \varphi(n^+)$$

$$2^0 + 2^1 + \dots + 2^n + 2^{n+1} = 2^{(n+1)+1} - 1$$

$$\textbf{Anm.: } 2^0 + 2^1 + \dots + 2^n = 2^{n+1} - 1$$

$$\Leftrightarrow 2^{n+1} - 1 + 2^{n+1} = 2^{(n+1)+1} - 1$$

$$\textbf{Anm.: } a^n + a^m = 2^{n+m}$$

$$\Leftrightarrow 2^{n+2} - 1 = 2^{(n+2)} - 1 \checkmark$$



Beweis.

Prädikat: $\varphi(n) \equiv (2^0 + 2^1 + \dots 2^n = 2^{n+1} - 1)$

1. Induktionsanfang: $\varphi(0)$ soll gelten $2^0 = 2^{0+1} - 1 \Leftrightarrow 1 = 1 \checkmark$
2. Induktionsschritt:

$$\begin{aligned}\varphi(n) &\Rightarrow \varphi(n^+) \\ 2^0 + 2^1 + \dots 2^n + 2^{n+1} &= 2^{(n+1)+1} - 1 \\ \Leftrightarrow 2^{n+1} - 1 + 2^{n+1} &= 2^{(n+1)+1} - 1 \\ \Leftrightarrow 2^{n+2} - 1 &= 2^{(n+2)} - 1 \checkmark\end{aligned}$$

3. Induktionsschluss:

$$\text{nach IA und IS} \Rightarrow \varphi(n)(\forall n(\varphi(n)))$$

Strukturelle Induktion

- ▶ Vollständige Induktion ist eine Spezialfall der strukturellen Induktion
- ▶ Wie in der vollständigen Induktion: Beweis für Basisfälle (Atome)
- ▶ Anschließend via Induktionsschritt zeigen, dass sich die Gültigkeit der Behauptung auf nächste Ebene überträgt
- ▶ Basisfälle (bool'sche Algebra): Alle nicht zusammengesetzten Elemente
 - ▶ Wahrheitswerte 0 und 1,
 - ▶ bool'schen Ausdrücke mit einer Variablen
 - ▶ D.h. Rückführung auf $x \wedge \neg x$ bzw. $x \vee \neg x$
 - ▶ Induktionsanfang den Ausdruck $f = x$
- ▶ Induktionsschritt: Zeigt, dass Behauptung für beliebig zusammengesetzte Ausdrücke gilt
 - ▶ Induktionsschritt nur Elementaroperatoren: \neg, \wedge, \vee

Beispiel Strukturelle Induktion

Theorem

*Sei φ ein beliebiger boolescher Ausdruck, in dem neben den Variablen x_1, \dots, x_n ausschließlich der Implikationsoperator vorkommt.
Dann ist φ stets erfüllbar.*

- Idee: Wir zeigen, dass $\varphi(x_1, \dots, x_n)$ stets gleich 1 ist, wenn wir alle Variablen 1 sind

Beispiel Strukturelle Induktion

Beweis.

Induktionsanfang (IA): φ sei ein nicht zusammengesetzter boolescher Term. φ hat die Form x_i , da keine Konstanten erlaubt sind. Es gilt $\varphi(1) = 1$.

Induktionsvoraussetzung (IV): φ sei ein zusammengesetzter boolescher Ausdruck, in dem neben den Variablen x_1, \dots, x_n ausschließlich der Implikationsoperator vorkommt. Wir nehmen an, die Behauptung sei für alle Unterterme von φ bereits bewiesen.

Induktionsschritt (IS): Da die Implikation der einzige Operator ist, der in φ vorkommen darf, hat φ die Form $\varphi_1 \Rightarrow \varphi_2$. Dann ist

$$\varphi(1, \dots, 1) = \varphi_1(1, \dots, 1) \Rightarrow \varphi_2(1, \dots, 1) = 1 \Rightarrow 1 = 1$$

somit ist φ bewiesen.



Negationstheorem

Theorem (Negationstheorem)

Sei $f(0, 1, x_1, \dots, x_n, \wedge, \vee, \neg)$ ein boolescher Ausdruck, in dem neben den Konstanten 1 und 0 und den Variablen x_1, \dots, x_n die booleschen Operatoren \wedge, \vee und \neg vorkommen. Dann gilt:

$$\overline{f(0, 1, x_1, \dots, x_n, \wedge, \vee, \neg)} = f(1, 0, \overline{x_1}, \dots, \overline{x_n}, \vee, \wedge, \neg)$$

Beweis: Negationstheorem

Negationstheorem.

Induktionsanfang (IA): Sei φ ein nicht zusammengesetzter Ausdruck. Wir betrachten alle Ausdrücke f der Länge 1:

Fall 1 $\varphi = 0$

$$\overline{\varphi(0, 1, x_1, \dots, x_n, \wedge, \vee, \neg)} = 0 = 1 = \varphi(1, 0, \overline{x_1}, \dots, \overline{x_n}, \vee, \wedge, \neg)$$

Fall 2 $\varphi = 1$

$$\overline{\varphi(0, 1, x_1, \dots, x_n, \wedge, \vee, \neg)} = 1 = 0 = \varphi(1, 0, \overline{x_1}, \dots, \overline{x_n}, \vee, \wedge, \neg)$$

Fall 3 $\varphi = x_i$

$$\overline{\varphi(0, 1, x_1, \dots, x_n, \wedge, \vee, \neg)} = \overline{(x_i)} = (\overline{(x_i)}) = \varphi(1, 0, \overline{x_1}, \dots, \overline{x_n}, \vee, \wedge, \neg)$$



Beweis: Negationstheorem

Beweis.

Induktionsvoraussetzung (IV): Wir nehmen an, die Behauptung sei für alle Unterterme von f bereits bewiesen.



Beweis: Negationstheorem

Beweis.

Induktionsschritt (IS): Wir unterscheiden drei Fälle:

Fall 1: $\varphi = \overline{\varphi}$

$$\begin{aligned} & \overline{\varphi(0, 1, x_1, \dots, x_n, \wedge, \vee, \neg)} \\ &= \overline{\overline{\varphi(0, 1, x_1, \dots, x_n, \wedge, \vee, \neg)}} \\ &\stackrel{IV}{=} \overline{\varphi(1, 0, \overline{x_1}, \dots, \overline{x_n}, \vee, \wedge, \neg)} \\ &= \varphi(1, 0, \overline{x_1}, \dots, \overline{x_n}, \vee, \wedge, \neg) \end{aligned}$$



Beweis: Negationstheorem

Beweis.

Induktionsschritt (IS): Wir unterscheiden drei Fälle:

Fall 2: $\varphi = \varphi \wedge \varphi$

$$\begin{aligned} & \overline{\varphi(0, 1, x_1, \dots, x_n, \wedge, \vee, \neg)} \\ &= \overline{\varphi_1(0, 1, x_1, \dots, x_n, \wedge, \vee, \neg) \wedge \varphi_2(0, 1, x_1, \dots, x_n, \wedge, \vee, \neg)} \\ &= \overline{\varphi_1(0, 1, x_1, \dots, x_n, \wedge, \vee, \neg)} \vee \overline{\varphi_2(0, 1, x_1, \dots, x_n, \wedge, \vee, \neg)} \\ &\stackrel{IV}{=} \varphi_1(1, 0, \overline{x_1}, \dots, \overline{x_n}, \vee, \wedge, \neg) \vee \varphi_2(1, 0, \overline{x_1}, \dots, \overline{x_n}, \vee, \wedge, \neg) \\ &= \varphi(1, 0, \overline{x_1}, \dots, \overline{x_n}, \vee, \wedge, \neg) \end{aligned}$$



Beweis: Negationstheorem

Beweis.

Induktionsschritt (IS): Wir unterscheiden drei Fälle:

Fall 3: $\varphi = \varphi \vee \varphi$

$$\begin{aligned} & \overline{\varphi(0, 1, x_1, \dots, x_n, \wedge, \vee, \neg)} \\ &= \overline{\varphi_1(0, 1, x_1, \dots, x_n, \wedge, \vee, \neg) \vee \varphi_2(0, 1, x_1, \dots, x_n, \wedge, \vee, \neg)} \\ &= \overline{\varphi_1(0, 1, x_1, \dots, x_n, \wedge, \vee, \neg)} \wedge \overline{\varphi_2(0, 1, x_1, \dots, x_n, \wedge, \vee, \neg)} \\ &\stackrel{IV}{=} \varphi_1(1, 0, \overline{x_1}, \dots, \overline{x_n}, \vee, \wedge, \neg) \wedge \varphi_2(1, 0, \overline{x_1}, \dots, \overline{x_n}, \vee, \wedge, \neg) \\ &= \varphi(1, 0, \overline{x_1}, \dots, \overline{x_n}, \vee, \wedge, \neg) \end{aligned}$$



Negationstheorem & De Morgansche Regel

- ▶ Mithilfe des Negationstheorem haben wir die De Morgansche Regel bewiesen:
 - ▶ (M1) $\overline{x \vee y} = \bar{x} \wedge \bar{y}$
 - ▶ (M2) $\overline{x \wedge y} = \bar{x} \vee \bar{y}$
- ▶ Noch besser: Wir erhalten das Dualitätsprinzip – Symmetrieeigenschaft!
- ▶ D.h. Gültigkeit der dualen Gleichung ableitbar
- ▶ Durch Vertauschen der Wahrheitswerte und der Operatoren \wedge und \vee entsteht

Dualitätsprinzip

Theorem

Sei

$$\varphi(0, 1, x_1, \dots, x_n, \wedge, \vee, \neg) = \psi(0, 1, x_1, \dots, x_n, \wedge, \vee, \neg)$$

ein Gesetz der booleschen Algebra, in der neben Variablen und den Konstanten 0 und 1 ausschließlich die Elementarverknüpfungen \neg , \wedge und \vee vorkommen. Dann ist auch die duale Gleichung

$$\varphi(0, 1, x_1, \dots, x_n, \wedge, \vee, \neg) = \psi(0, 1, x_1, \dots, x_n, \wedge, \vee, \neg)$$

ein Gesetz der booleschen Algebra.

Vollständige Operatorensysteme

Definition (Vollständige Operatorensystem)

\mathcal{M} sei eine beliebige Menge von Operatoren. \mathcal{M} ist ein vollständiges Operatorensystem, wenn sich jede boolesche Funktion durch einen Ausdruck beschreiben lässt, in dem neben den Variablen x_1, \dots, x_n ausschließlich Operatoren aus \mathcal{M} vorkommen.

- ▶ Die Elementaroperatoren \wedge, \vee und \neg bilden zusammen ein vollständiges Operatorensystem
- ▶ Die Operatoren NAND und NOR bilden jeder für sich bereits ein vollständiges Operatorensystem
- ▶ Die Implikation und die 0 bilden zusammen ebenfalls ein vollständiges Operatorensystem

Universelle Operatoren

- Reduktion von \wedge , \vee und \neg auf NAND

$$\bar{x} = \overline{x \wedge x}$$

$$\begin{aligned} x \wedge y &= \overline{\overline{x \wedge y}} && \text{Idee: Doppelte Negation hebt sich auf} \\ &= \overline{\overline{x} \wedge \overline{y}} \end{aligned}$$

$$\begin{aligned} x \vee y &= \overline{\overline{x \vee y}} && \text{Idee: OR ist A und K} \\ &= \overline{\bar{x} \wedge \bar{y}} \\ &= \overline{\overline{x \wedge x} \wedge \overline{y \wedge y}} \end{aligned}$$

Normalformdarstellungen

- ▶ Normalform beschreibt eine eindeutige Darstellung
- ▶ Vollform: Ausdruck, in dem jede Variable genau einmal vorkommt
- ▶ Literal: Teilausdruck, der entweder negierte oder unnegierte Variable darstellt
- ▶ Wahrheitstafeldarstellung ist eine Art der Normalformdarstellungen
- ▶ Bool'sche Ausdrücke hingegen sind keine Normalformdarstellung
 - ▶ Jede bool'sche Funktion durch unendlich viele Ausdrücke beschrieben werden

Normalformdarstellungen

- ▶ Vollform: Ausdruck, in dem jede Variable genau einmal vorkommt
- ▶ Vollkonjunktion (**Minterm**): Ausdruck, in dem sämtliche vereinbarten Variablen (bzw. deren Negate) konjunktiv verbunden sind
 - ▶ Beispiel: $A, B, C : A \wedge \neg B \wedge C$
- ▶ Volldisjunktion (**Maxterm**): Ausdruck, in dem sämtliche vereinbarten Variablen (bzw. deren Negate) disjunktiv verbunden sind
 - ▶ Beispiel: $A, B, C : A \vee \neg B \vee \neg C$
- ▶ Negationen nur in atomarer Form
 - ▶ $\neg(A \wedge B)$: nicht atomar
 - ▶ $(\neg A \vee \neg B)$: atomar

Formale Definition

Definition (Minterm, Maxterm, Literal)

Sei $f(x_1, \dots, x_n)$ eine beliebige n -stellige boolesche Funktion. Jeder Ausdruck der Form

$$\hat{x}_1 \wedge \dots \wedge \hat{x}_n \quad \text{mit } \hat{x}_i \in \{\overline{x_i}, x_i\}$$

heißt **Minterm**, jeder Ausdruck der Form

$$\hat{x}_1 \vee \dots \vee \hat{x}_n \quad \text{mit } \hat{x}_i \in \{\overline{x_i}, x_i\}$$

wird **Maxterm** genannt.

Der Teilausdruck \hat{x}_i , der entweder aus einer negierten oder einer unnegierten Variablen besteht, heißt **Literal**.

Disjunktive Normalform

- ▶ Die disjunktive Normalform (DNF) ist jene Darstellungsart, bei der eine Reihe von Vollkonjunktionen disjunktiv verknüpft wird. Negationen treten nur in atomarer Form auf.
 - ▶ $(A \wedge \neg B \wedge C) \vee (A \wedge B \wedge C) \vee (\neg A \wedge \neg B \wedge C)$
- ▶ Andere Bezeichnungen:
 - ▶ Kanonische disjunktive/konjunktive Normalform (KDNF/KKNF)
 - ▶ Vollständige disjunktive/konjunktive Normalform

Beispiel: Disjunktive Normalform

$$f(x_1, x_2, x_3) = (x_1 \Rightarrow x_2) \wedge (\neg x_1 \Leftrightarrow x_3)$$

| | x_1 | x_2 | x_3 | $x_1 \Rightarrow x_2$ | $\neg x_1 \Leftrightarrow x_3$ | $(x_1 \Rightarrow x_2) \wedge (\neg x_1 \Leftrightarrow x_3)$ |
|---|-------|-------|-------|-----------------------|--------------------------------|---|
| 1 | 0 | 0 | 0 | 1 | 0 | 0 |
| 2 | 0 | 0 | 1 | 1 | 1 | 1 |
| 3 | 0 | 1 | 0 | 1 | 0 | 0 |
| 4 | 0 | 1 | 1 | 1 | 1 | 1 |
| 5 | 1 | 0 | 0 | 0 | 1 | 0 |
| 6 | 1 | 0 | 1 | 0 | 0 | 0 |
| 7 | 1 | 1 | 0 | 1 | 1 | 1 |
| 8 | 1 | 1 | 1 | 1 | 0 | 0 |

Vollkonjunktion/Minterm: 2: $(\neg x_1 \wedge \neg x_2 \wedge x_3)$, 4: $(\neg x_1 \wedge x_2 \wedge x_3)$, 7: $(x_1 \wedge x_2 \wedge \neg x_3)$

DNF: $(\neg x_1 \wedge \neg x_2 \wedge x_3) \vee (\neg x_1 \wedge x_2 \wedge x_3) \vee (x_1 \wedge x_2 \wedge \neg x_3)$

Konjunktive Normalform

- ▶ Die konjunktive Normalform (KNF) ist jene Darstellungsart, bei der eine Reihe von Volldisjunktionen konjunktiv verknüpft wird. Negationen treten nur in atomarer Form auf.
 - ▶ $(\neg A \vee \neg B \vee \neg C) \wedge (A \vee B \vee C) \wedge (A \vee \neg B \vee \neg C)$
- ▶ Andere Bezeichnungen:
 - ▶ Kanonische disjunktive/konjunktive Normalform (KDNF/KKNF)
 - ▶ Vollständige disjunktive/konjunktive Normalform

Beispiel: Konjunktive Normalform

$$f(x_1, x_2, x_3) = (x_1 \wedge x_2) \vee x_3$$

| | x_1 | x_2 | x_3 | $x_1 \wedge x_2$ | $(x_1 \wedge x_2) \vee x_3$ |
|---|-------|-------|-------|------------------|-----------------------------|
| 1 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 |
| 2 | 0 | 0 | 1 | 0 | 1 |
| 3 | 0 | 1 | 0 | 0 | 0 |
| 4 | 0 | 1 | 1 | 1 | 1 |
| 5 | 1 | 0 | 0 | 0 | 0 |
| 6 | 1 | 0 | 1 | 0 | 1 |
| 7 | 1 | 1 | 0 | 1 | 1 |
| 8 | 1 | 1 | 1 | 1 | 1 |

Vollkonjunktion/Minterm: 1: $\neg(\neg x_1 \wedge \neg x_2 \wedge \neg x_3)$, 3: $\neg(\neg x_1 \wedge x_2 \wedge \neg x_3)$, 5: $\neg(x_1 \wedge \neg x_2 \wedge \neg x_3)$

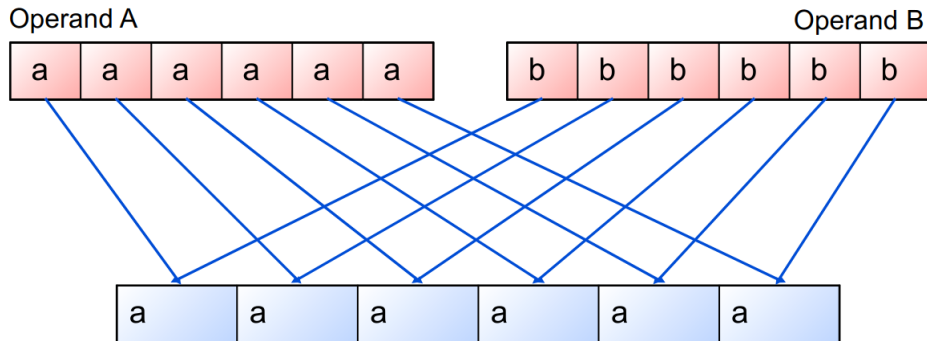
Volldisjunktion/Maxterm: 1: $(x_1 \vee x_2 \vee x_3)$, 3: $(x_1 \vee \neg x_2 \vee x_3)$, 5: $(\neg x_1 \vee x_2 \vee x_3)$

KNF: $(x_1 \vee x_2 \vee x_3) \wedge (x_1 \vee \neg x_2 \vee x_3) \wedge (\neg x_1 \vee x_2 \vee x_3)$

- ▶ Eigenschaft eines Minterms bzw. Maxterms ermöglicht Konstruktion aller n -stelligen bool'schen Funktionen
- ▶ D.h. durch KNF und DNF können wir eindeutige Darstellungen für beliebige Funktionen angeben
- ▶ Diese Darstellung hat ein Problem: Sie ist nicht minimal
 - ▶ Es gibt eine kürzere Darstellung
 - ▶ KNF für jedes Element der Nullmenge einen Maxterm
 - ▶ DNF für jedes Element der Einsmenge einen Minterm
 - ▶ Dünn bzw. dicht besetzte Funktionen kompakte Darstellung
 - ▶ Andere Formelklassen: Länge steigt der KNDF/DNF exponentiell mit Anzahl freien Variablen der Funktion
- ▶ Bsp.: Antivalenz (XOR) $A_n(x_1, \dots, x_n) = x_1 \oplus x_2 \oplus x_3 \oplus \dots \oplus x_n$
- ▶ Lösung: Reed-Muller-Normalform

Bitweise logische Operationen

A, B seien Bitvektoren, \circ eine beliebige Verknüpfung



Dann erhalten wir als Ergebnis: $E = A \circ B$

Bitmaskierung

UND, ODER und XOR als spezielle Bit-Masken

$$\begin{array}{r} \begin{array}{|c|c|c|c|c|c|} \hline 1 & 1 & 0 & 1 & 0 & 0 \\ \hline \end{array} \\ \wedge \begin{array}{|c|c|c|c|c|c|} \hline 0 & 1 & 1 & 1 & 0 & 0 \\ \hline \end{array} \\ \hline = \begin{array}{|c|c|c|c|c|c|} \hline 0 & 1 & 0 & 1 & 0 & 0 \\ \hline \end{array} \end{array}$$

$$\begin{array}{r} \begin{array}{|c|c|c|c|c|c|} \hline 1 & 1 & 0 & 1 & 0 & 0 \\ \hline \end{array} \\ \vee \begin{array}{|c|c|c|c|c|c|} \hline 0 & 1 & 1 & 1 & 0 & 0 \\ \hline \end{array} \\ \hline = \begin{array}{|c|c|c|c|c|c|} \hline 1 & 1 & 1 & 1 & 0 & 0 \\ \hline \end{array} \end{array}$$

$$\begin{array}{r} \begin{array}{|c|c|c|c|c|c|} \hline 1 & 1 & 0 & 1 & 0 & 0 \\ \hline \end{array} \\ \oplus \begin{array}{|c|c|c|c|c|c|} \hline 0 & 1 & 1 & 1 & 0 & 0 \\ \hline \end{array} \\ \hline = \begin{array}{|c|c|c|c|c|c|} \hline 1 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 \\ \hline \end{array} \end{array}$$

UND Maskierung

Maskierung von IP-Adressen:

| | | | |
|-----|--------------|-------------------------------------|---------------|
| | IPv4-Adresse | 11000000 10101000 00000001 10000001 | 192.168.1.129 |
| UND | Netzmaske | 11111111 11111111 11111111 00000000 | 255.255.255.0 |
| = | Netzwerkteil | 11000000 10101000 00000001 00000000 | 192.168.1.0 |

| | | | |
|-----|---------------|-------------------------------------|---------------|
| | IPv4-Adresse | 11000000 10101000 00000001 10000001 | 192.168.1.129 |
| UND | NOT Netzmaske | 00000000 00000000 00000000 11111111 | 0.0.0.255 |
| = | Geräteteil | 00000000 00000000 00000000 10000001 | 0.0.0.129 |

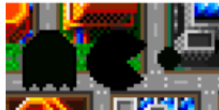
OR Maskierung

Image Mask

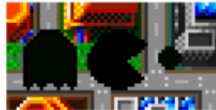
First step:



AND








Second step:




OR



Quellen I

-  Barnett, Janet Heine (2013). "Boolean algebra as an abstract structure: Edward V. Huntington and axiomatization". In: *Convergence*.
-  Bewersdorff, Jörg (2007). "Algebra für Einsteiger: Von der Gleichungsauflösung zur Galois-Theorie, 3". In: *Aufl. Vieweg+ Teubner, Wiesbaden (2007, Juli)*.
-  Hoffmann, Dirk W (2020). *Grundlagen der technischen Informatik*. Carl Hanser Verlag GmbH Co KG.
-  Rautenberg, Wolfgang (2008). *Einführung in die mathematische Logik*. Springer.
-  Sasao, Tsutomu (1999). "Lattice and Boolean Algebra". In: *Switching Theory for Logic Synthesis*. Springer, S. 17–34.

Quellen II

 Teschl, Gerald und Susanne Teschl (2013). *Mathematik für Informatiker: Band 1: Diskrete Mathematik und Lineare Algebra*. Springer-Verlag.