Logik

Aussagenlogik

Aussage Satz/Formel entweder wahr oder falsch; „-form“ bei zu wenig Infos.

Theoreme sind wahre Aussagen.

Junktoren

Negation $\neg\mathcal{A}$ „Nicht“ (`!`, `~`,)

Konjunkt. $\mathcal{A} \wedge \mathcal{B}$ „und“ (`&&`,)

Disjunkt. $\mathcal{A} \vee \mathcal{B}$ „oder“ (`||`,)

Implikat. $\mathcal{A} \Rightarrow \mathcal{B}$ „Wenn, dann“ / „$\mathcal{B}$“ ($\rightarrow$, `if`)

$\mathcal{A} \Rightarrow \mathcal{B}$ „$\mathcal{A}$ hinreichend“

$\mathcal{B} \Rightarrow \mathcal{A}$ „$\mathcal{A}$ notwendig“

Äquiv. $\mathcal{A} \Leftrightarrow \mathcal{B}$ „Genau dann, wenn“ ($\leftrightarrow$, $\equiv$, `==`,)

Wahrheitswertetabelle mit 2^n Zeilen für n Atome. Konstruktionssystematik: Frequenz pro Atom verdoppeln.

$\mathcal{A}$	$\mathcal{B}$	$\neg\mathcal{A}$	$\mathcal{A} \wedge \mathcal{B}$	$\mathcal{A} \vee \mathcal{B}$	$\mathcal{A} \Rightarrow \mathcal{B}$	$\mathcal{A} \Leftrightarrow \mathcal{B}$
0	0	1	0	0	1	1
0	1	1	0	1	1	0
1	0	0	0	1	0	0
1	1	0	1	1	1	1

❧ ❧ ❧

Äquivalente Formeln $\Leftrightarrow$		Bezeichnung
$A \wedge B$	$B \wedge A$	Kommutativ
$A \vee B$	$B \vee A$	
$A \wedge (B \wedge C)$	$(A \wedge B) \wedge C$	Assoziativ
$A \vee (B \vee C)$	$(A \vee B) \vee C$	
$A \wedge (B \vee C)$	$(A \wedge B) \vee (A \wedge C)$	Distributiv
$A \vee (B \wedge C)$	$(A \vee B) \wedge (A \vee C)$	
$A \wedge A$	A	Idempotenz
$A \vee A$	A	
$\neg\neg A$	A	Involution
$\neg(A \wedge B)$	$\neg A \vee \neg B$	De-Morgan
$\neg(A \vee B)$	$\neg A \wedge \neg B$	
$A \wedge (A \vee B)$	A	Absorption
$A \vee (A \wedge B)$	A	
$A \Rightarrow B$	$\neg A \vee B$	
$\neg(A \Rightarrow B)$	$A \wedge \neg B$	Elimination
$A \Leftrightarrow B$	$(A \Rightarrow B) \wedge (B \Rightarrow A)$	

Axiomatik

Axiome als wahr angenommene Aussagen; an Nützlichkeit gemessen.

Anspruch, aber nach Gödels Unvollständigkeitssatz nicht möglich:

- Unabhängig
- Vollständig
- Widerspruchsfrei

Prädikatenlogik

Quantoren Innerhalb eines Universums:

Existenzq. $\exists$ „Mind. eines“

Individuum $\exists!$ „Genau eines“

Allq. $\forall$ „Für alle“

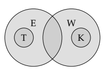
Quantitative Aussagen

Erfüllbar $\exists x F(x)$

Widerlegbar $\exists x \neg F(x)$

Tautologie $\top = \forall x F(x)$ (alle Schlussregeln)

Kontradiktion $\bot = \forall x \neg F(x)$



Klassische Tautologien	Bezeichnung
$A \vee \neg A$	Ausgeschlossenes Drittes
$A \wedge (A \Rightarrow B) \Rightarrow B$	Modus ponens
$(A \wedge B) \Rightarrow A$	Abschwächung
$A \Rightarrow (A \vee B)$	

Negation (De-Morgan)

$$\neg\exists x F(x) \Leftrightarrow \forall x \neg F(x)$$
$$\neg\forall x F(x) \Leftrightarrow \exists x \neg F(x)$$

Häufige Fehler

- $U = \emptyset^{\complement}$ nicht notwendig
- $\exists x(P(x) \Rightarrow Q(x)) \not\Leftrightarrow \exists x P(x)$
- $\neg\exists x \exists y P(x,y) \Leftrightarrow \forall x \neg\exists y P(x,y)$

Beweistechniken □

Achtung: Aus falschen Aussagen können wahre *und* falsche Aussagen folgen.

Direkt $A \Rightarrow B$ Angenommen A, zeige B. Oder: Angenommen $\neg B$, zeige $\neg A$ (*Kontraposition*).

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

Fallunters. Aufteilen, lösen, zusammenführen. O.B.d.A = „Ohne Beschränkung der Allgemeinheit“

Widerspruch $(\neg A \Rightarrow \bot) \Rightarrow A$ Angenommen $A \wedge \neg \mathbf{B}$, zeige Kontradiktion. (Reductio ad absurdum)

Ring (Transitivität der Implikation)

$$A \Leftrightarrow B \Leftrightarrow C \Leftrightarrow \cdots$$
$$\equiv A \Rightarrow B \Rightarrow C \Rightarrow \cdots \Rightarrow \mathbf{A}$$

Induktion $F(n)$ $\forall n \geq n_0 \in \mathbb{N}$

1. **Anfang:** Zeige $F(n_0)$.
2. **Schritt:** Angenommen $F(n)$ (Hypothese), zeige $F(n+1)$ (Behauptung).

Starke Induktion: Angenommen $F(k)$ $\forall n_0 \leq k \leq n \in \mathbb{N}$.

Häufige Fehler

- Nicht voraussetzen, was zu beweisen ist
- Äquival. von Implikat. unterscheiden (Zweifelsfall immer Implikat.)

Naive Mengenlehre

Mengen Zusammenfassung versch. Objekte „Elemente“.

Element $x \in M$ „enthält“

Leere M. $\emptyset = \{\}$

Universum U

Einschränkung $\{x \mid F(x)\}$

Relationen

Teilmenge $N \subseteq M$ $\Leftrightarrow \forall n \in N : n \in M$

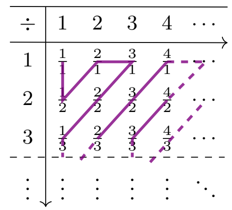
Gleichheit $M = N$ $\Leftrightarrow M \subseteq N \wedge N \subseteq M$

Mächtigkeit

$$|M| \begin{cases} = n & \text{endlich} \\ \geq \infty & \text{unendlich} \end{cases}$$
$$= |N| \Leftrightarrow \exists f_{\text{bijekt.}} : M \to N$$

Abzählbar $\exists f_{\text{surj.}} : \mathbb{N} \to M$

- Endliche Mengen, $\emptyset$, $\mathbb{N}$, $\mathbb{Z}$, $\mathbb{Q}$
- $M_{\text{abz.}} \wedge N_{\text{abz.}} \Rightarrow (M \cup N)_{\text{abz.}}$ $(= \{m_1, n_1, m_2, n_2, \ldots\})$
- $M_{\text{abz.}} \wedge N \subseteq M \Rightarrow N_{\text{abz.}}$



$$f(1) = 0, \mathbf{r_{11}} r_{12} r_{13} r_{14} \ldots$$
$$f(2) = 0, r_{21}\, \mathbf{r_{22}}\, r_{23} r_{24} \ldots$$
$$f(3) = 0, r_{31} r_{32}\, \mathbf{r_{33}}\, r_{34} \ldots$$
$$f(4) = 0, r_{41} r_{42} r_{43}\, \mathbf{r_{44}} \ldots$$
$$\vdots$$

(Cantors Diagonalargumente)

Operationen

Vereinig. $M \cup N$ $\Leftrightarrow \{x \mid x \in M \vee x \in N\}$

Schnitt $M \cap N$ $\Leftrightarrow \{x \mid x \in M \wedge x \in N\}$ ($= \emptyset$ „disjunkt“)

Diff. $M \setminus N$ $\Leftrightarrow \{x \mid x \in M \wedge x \notin N\}$

Komplement $M^{\complement}$ $\{x \mid x \notin M\}$

Alle logischen Äquivalenzen gelten auch für die Mengenoperationen.

Häufige Fehler

- $\forall M : \emptyset \subseteq M$, nicht $\forall M : \emptyset \in M$

Quantitative Relationen

Sei Indexmenge I und Mengen $M_i \quad \forall i \in I$.

$$\bigcup_{i \in I} M_i := \{x \mid \exists i \in I : x \in M_i\}$$
$$\bigcap_{i \in I} M_i := \{x \mid \forall i \in I : x \in M_i\}$$

Neutrale Elemente

- $\bigcup_{i \in \emptyset} M_i = \emptyset$ („hinzufügen")
- $\bigcap_{i \in \emptyset} M_i = U$ („wegnehmen")

Potenzmenge

$$\mathcal{P}(M) := \{N \mid N \subseteq M\}$$
$$|\mathcal{P}(M)| = 2^{|M|} \quad (\in / \notin \text{ binär})$$

Auswahlaxiom (AC)

Für Menge $\mathcal{X}$ nicht-leerer Mengen:

$$\exists c : \mathcal{X} \to \bigcup \mathcal{X}$$
$$\forall X \in \mathcal{X} : c(X) \in X$$

Nutzung kennzeichnen!

Abbildungen

Abbildung $\mathbf{f}$ von X (Definitionsb.) nach Y (Werteb.) ordnet jedem $x \in X$ eindeutig ein $y \in Y$ zu.

Totalität $\forall x \in X \exists y \in Y : f(x) = y$

Eindeutigkeit $\forall x \in X \forall a, b \in Y : f(x) = a \land f(x) = b \Rightarrow a = b$

$$\mathbf{f} : X \to Y$$

Bilder $f(X') = \{f(x) \mid x \in X'\} \quad X' \subseteq X$

Urbilder $f^{-1}(Y') = \{x \in X \mid f(x) \in Y'\} \quad Y' \subseteq Y$

Graph $\mathrm{gr}(f) := \{(x, f(x)) \mid x \in X\}$

Identität

$$\mathrm{id}_A : A \to A$$
$$\mathrm{id}_A(a) := a \quad \forall a \in A$$

Umkehrfunktion $f^{-1} : Y \to X$ wenn f bijektiv und $(f \circ f^{-1})(y) = y$ bzw. $f; f^{-1} = \mathrm{id}_X \land f^{-1}; f = \mathrm{id}_X$
Für die Relation f^{-1} gilt:

- $x \in f^{-1}(\{f(x)\})$
- $f(f^{-1}(\{y\})) = \{y\}$ falls f surjektiv

Eigenschaften

Injektiv $\forall x_1, x_2 \in X : x_1 \neq x_2 \Leftrightarrow f(x_1) \neq f(x_2)$

Surjektiv $\forall y \in Y \exists x \in X : \mathbf{y = f(x)}$

Bijektiv/Invertierbar wenn injektiv und surjektiv

Verkettung $f \circ g : A \to C$

$$(f \circ g)(a) = f(g(a))$$

(der Reihenfolge nach)

$$\begin{tikzcd} & B \arrow[dr, "g"] & \\ A \arrow[ur, "f"] \arrow[rr, "f \circ g"'] & & C \end{tikzcd}$$

Relationen

Kartesisches Produkt

$$X_1 \times \cdots \times X_n := \{(x_1, \cdots, x_n) \mid x_1 \in X_1, \cdots, x_n \in X_n\}$$

Relation $\sim$ von/auf M nach N ist Teilmenge $R \subseteq M \times N$. ($R' \subseteq N \times P$)

$$m \sim n \Leftrightarrow (m, n) \in R$$

$\equiv$ Reflexiv $\forall x \in M : (\mathbf{x}, \mathbf{x}) \in R$
$\Leftrightarrow \mathrm{id}_M \subseteq R$

Irreflexiv $\forall x \in M : (x, x) \notin R$
$\Leftrightarrow \mathrm{id}_M \cap R = \emptyset$

$\equiv$ Sym. $\forall (x, \mathbf{y}) \in R : (\mathbf{y}, x) \in R$
$\Leftrightarrow R \subseteq R^{-1}$

Antis. $\forall x, y : ((x, y) \in R \land (y, x) \in R) \Rightarrow \mathbf{x = y}$
$\Leftrightarrow R \cap R' \subseteq \mathrm{id}_M$

$\equiv$ Transitiv $\forall \mathbf{x}, y, \mathbf{z} : ((x, y) \in R \land (y, z) \in R) \Rightarrow (\mathbf{x}, \mathbf{z}) \in R$
$\Leftrightarrow R; R \subseteq R$

Vollst. $\forall \mathbf{x}, \mathbf{y} \in M : (x, y) \in R \lor (y, x) \in R$
$\Leftrightarrow R \cup R^{-1} = M \times M$

Spezielle Relationen

Inverse Relation R^{-1} mit $R \in M \times N :=$
$\{(n, m) \in N \times M \mid (m, n) \in R\}$

Komposition $R; R$ mit $R' \in N \times P := \{(m, p) \in M \times P \mid \exists n \in N : (m, n) \in R \land (n, p) \in R'\}$

Leere Relation $\emptyset$

Identität id_M $:= \{(m, m) \mid m \in M\}$ $(=)$

Allrelation $M \times M$

Äquivalenzrelation $\equiv$ reflexiv, symmetrisch und transitiv. (Gleichheit***)

Äquivalenzklasse $[\mathbf{m}]_\equiv$ auf M, Vertreter $m \in M$.

$$[m]_\equiv := \{x \in M \mid m \equiv x\}$$
$$\Leftrightarrow [m]_\equiv = [x]_\equiv$$

Zerlegung $\mathcal{N}$ $\subseteq \mathcal{P}(M)$ von M.

- $\emptyset \notin \mathcal{N}$
- $M = \bigcup \mathcal{N}$
- $N \cap N' = \emptyset$
  $(N, N' \in \mathcal{N} : N \neq N')$
- (Korrespondiert zur ÄR.)

Quotient $(\mathbf{M}/\equiv)$ Sei $\equiv$ ÄR. auf M. (ist Zerlegung)

$$(M/\equiv) := \{[m]_\equiv \mid m \in M\}$$

Analysis

Reelle Zahlen $\mathbb{R}$

Angeordnete Körper

(Gilt auch für $\mathbb{Z}$ und $\mathbb{Q}$)

Körperaxiome $(\mathbb{R}, +, *)$ $\quad a, b, c \in \mathbb{R}$

Addition $(\mathbb{R}, +)$

- **Assoziativität** $a + (b + c) = (a + b) + c$
- **Kommutativität** $a + b = b + a$
- **Neutrales Element Null** $a + 0 = a \quad 0 \in \mathbb{R}$
- **Inverses „Negativ"** $a + (-a) = 0 \quad (-a) \in \mathbb{R}$

Multiplikation $(\mathbb{R}, *)$

- **Assoziativität** $a * (b * c) = (a * b) * c$
- **Kommutativität** $a * b = b * a$
- **Neutrales Element Eins** $a * 1 = a \quad 1 \in \mathbb{R} \setminus \{0\}$
- **Inverses „Kehrwert"** $a * (a^{-1}) = 1$
  $a \neq \mathbf{0}, (a^{-1}) \in \mathbb{R}$

Distributivität
$\mathbf{a} * (b + c) = \mathbf{a} * b + \mathbf{a} * c$

Totale Ordnung

Transitivität
$a < b \land b < c \Rightarrow a < c$

Trichotomie Entweder
$a < b$ oder $a = b$ oder $b < a$
$\Rightarrow$ *Irreflexivität* $(a < b \Rightarrow a \neq b)$

Addition
$a < b \Rightarrow a + c < b + c$

Multiplikation
$a < b \Rightarrow a * c < b * c \quad 0 < c$

Bei Additiver oder Multiplikativer Inversion dreht sich die Ungleichung.

Archimedes Axiom

$$\forall x \in \mathbb{R} \exists n \in \mathbb{N} : n > x$$
$$n > \frac{1}{x}$$

Teilbarkeit

$$a | b \Leftrightarrow \exists n \in \mathbb{Z} : b = a * n$$

($\Rightarrow \sqrt{2} \notin \mathbb{Q}$, da mit $\frac{a}{b} = \sqrt{2}$ nicht teilerfremd)

Häufige Fehler

- Nicht durch Null teilen/kürzen
- Nicht $-x < 0$ annehmen
- Multiplikation mit negativen Zahlen kehrt Ungleichungen

Operationen

Brüche

- $\frac{a}{b} * \frac{c}{d} = \frac{a*c}{b*d}$
- $\frac{a}{b} \overset{*\mathbf{d}}{=} \frac{a*\mathbf{d}}{b*\mathbf{d}}$
- $\frac{a}{\mathbf{c}} + \frac{b}{\mathbf{c}} = \frac{a+b}{\mathbf{c}}$
- $\frac{a}{b} + \frac{c}{d} = \frac{a*d+c*b}{b*d}$

Wurzeln $\quad b^n = a \Leftrightarrow b = \sqrt[n]{a}$

- $\sqrt[n]{\mathbf{a * b}} = \sqrt[n]{\mathbf{a}} * \sqrt[n]{\mathbf{b}}$
- $\sqrt[\mathbf{n}]{\sqrt[\mathbf{m}]{a}} = \sqrt[\mathbf{n*m}]{a}$
- $\sqrt[n]{a} < \sqrt[n]{b} \quad 0 \leq a < b$
- $\sqrt[n+1]{a} < \sqrt[n]{a} \quad 1 < a$
- $\sqrt[n]{a} < \sqrt[n+1]{b} \quad 0 < a < 1$

$$\sqrt[n]{a^n} = |a| \quad a \in \mathbb{R}$$

Potenzen $a^{\frac{x}{y}} = \sqrt[y]{a^x}$

- $a^x * b^x = (a*b)^x$
- $a^x * a^y = a^{x+y}$
- $(a^x)^y = a^{x*y}$

Dezimaldarstellung

Gauss-Klammer $[y] := \max\{k \in \mathbb{Z} \mid k \le y\} = \lfloor y \rfloor$

$$[y]=k \Leftrightarrow k \le y < k+1$$

Existenz $\forall x \ge 0 \exists! (a_n)_{n\in\mathbb{N}}$ mit

- $a_n \in \{0,\dots,9\} \quad \forall n\in\mathbb{N}$
- $\sum_{i=0}^n \frac{a_i}{10^i} \le x < \sum_{i=0}^n \frac{a_i}{10^i} + \frac{1}{10^n} \quad \forall n \in \mathbb{N}_0$

Die Umkehrung gilt mit Lemma:

$$x = \sum_{n=0}^\infty \frac{a_n}{10^n}$$

Lemma $x\ge 0$, $(a_n)_{n\in\mathbb{N}}$ Dezi. von x

$$\neg(\exists N\in\mathbb{N}\forall n\ge N: a_n = 9)$$

$$x\in\mathbb{Q} \Leftrightarrow (a_n)_{n\in\mathbb{N}} \text{ periodisch}$$

Intervalle

Sei $A\subseteq\mathbb{R}, A\ne\emptyset, a_0\in A$.

Geschlossen $[a;b] := \{x\in\mathbb{R}\mid a\le x\le b\}$
(„Ecken sind mit enthalten")

Offen $(a;b) := \{x\in\mathbb{R}\mid a<x<b\}$
(Bei ∞ immer offen, da $\infty\notin\mathbb{R}$)

Kleinstes/Größtes Element

Minimum $\min(A) := a_0$
$\Leftrightarrow \forall a\in A: a_0\le a$

Maximum $\max(A) := a_0$
$\Leftrightarrow \forall a \in A: a\le a_0$

($\nexists^{\min}/_{\max}(a;b)$)

Beschränktheit A heißt

Oben beschränkt $\exists s\in\mathbb{R}\forall a\in A: a\le s$

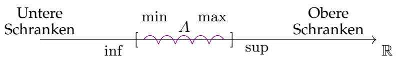
Unten beschränkt $\exists s\in\mathbb{R}\forall a\in A: s\le a$

Vollständigkeit

Infimum (klein) $\inf(A)$
$:= \max\{s\in\mathbb{R}\mid\forall a\in A: s\le a\}$

Supremum (groß) $\sup(A)$
$:= \min\{s\in\mathbb{R}\mid\forall a\in A: a\le s\}$

Vollständigkeitsaxiom $\exists\sup(A)$.



Folgen

Folge $(a_n)_{n\in\mathbb{N}}$ in A ist eine Abb. $f:\mathbb{N}\to A$ mit $a_n = f(n)$.

Arithmetische Folge $a_{n+1} = a_n + d$
$a_n = a + (n-1)*d \quad d,a\in\mathbb{R}$

Geometrische Folge $a_{n+1} = a_n * q$
$a_n = q^n \quad q\in\mathbb{R}$

Rekursion a_n ist auf a_{n-1} definiert.

$$a_{n+1} = F(n,a_n) \quad \forall n\in\mathbb{N}$$
$$F: A\times\mathbb{N}\to A$$

Primfaktorzerlegung $n\in\mathbb{N}, n\ge 2$

$$\exists p_1,\dots,p_n\in\mathbb{P}: n = p_1*\dots*p_n$$

Summen und Produkte

Summe $\sum_{i=1}^n i = 1+2+\dots+n$

Produkt $\prod_{i=1}^n i = 1*2*3*\dots*n$

Fakultät $n! = \prod^n i$ $(0! = 1)$

Gaussche Summe $n\in\mathbb{N}$

$$\sum^n i = \frac{n*(n+1)}{2}$$

Geom. Summe $q\in\mathbb{R}\{0\}, n\in\mathbb{N}_0$

$$\sum_{i=0}^n q^i = \frac{1-q^{n+1}}{1-q}$$

Bernoulli Unglei. $n\in\mathbb{N}_0, x\ge -1$

$$(1+x)^n \ge 1+n*x$$

Binom. Koeff. $\binom{n}{k} = \frac{n!}{k!*(n-k)!}$

- Rechnen: $\frac{n>k}{0<(n-k)}$
- $\binom{n}{0} = \binom{n}{n} = 1$
- $\binom{n+1}{k+1} = \binom{n}{k}+\binom{n}{k+1}$

Binomischer Satz $n\in\mathbb{N}$

$$(a+b)^n = \sum_{k=0}^n \binom{n}{k} * a^{n-k} * b^k$$

Grenzwerte

Betrag $|x| := \begin{cases} x & 0\le x \\ -x & x<0\end{cases}$

Lemma $|x*y| = |x|*|y|$

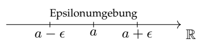
Dreiecksungleichung $|x+y|\le|x|+|y|$

Umgekehrte Dreiecksungleichung
$||x|-|y||\le|x-y|$

Konvergenz

Sei $(a_n)_{n\in\mathbb{N}}\subseteq\mathbb{R}, a\in\mathbb{R}$.

$$a_n \xrightarrow{n\to\infty} a \Leftrightarrow$$
$$\forall\epsilon>0\exists n_0\in\mathbb{N}\forall n\in\mathbb{N}\, n\ge n_0:$$
$$|a_n - a| \le \epsilon$$
$$(a-\epsilon\le a_n\le a+\epsilon)$$



- $a_n \xrightarrow{n\to\infty} a \Leftrightarrow \lim_{n\to\infty} a_n = a$

Beschränkt + monoton ⇒ konvergent:

$$\lim_{n\to\infty} a_n = \begin{cases}\inf\{a_n\mid n\in\mathbb{N}\} & (a_n)_{\text{fall.}}\\ \sup\{a_n\mid n\in\mathbb{N}\} & (a_n)_{\text{steig.}}\end{cases}$$

Nullfolgen $\lim_{n\to\infty} a_n = 0$

- $\lim_{n\to\infty} \frac{1}{n^k} = 0 \quad k\in\mathbb{N}$
- $\lim_{n\to\infty} n*q^n = 0$

Folgen gegen 1

- $\lim_{n\to\infty} \sqrt[n]{a} = 1 \quad a>0$
- $\lim_{n\to\infty} \sqrt[n]{n} = 1$

Bestimmt Divergent

$$a_n \xrightarrow{n\to\infty} \infty \Leftrightarrow$$
$$\forall R>0\exists n\ge n_0\in\mathbb{N}: a_n\ge R$$
$$a_n \xrightarrow{n\to\infty} -\infty \Leftrightarrow$$
$$\forall R<0\exists n\ge n_0\in\mathbb{N}: a_n\le R$$

$$\lim_{n\to\infty} q^n \begin{cases} =0 & (-1;1)\\ =1 & =1 \\ \ge\infty & >1 \\ \text{div.} & \le -1\end{cases}$$

Monotonie

Monoton fallend
$a_n \underset{\text{(streng)}}{\ge} a_{n+1} \quad\forall n\in\mathbb{N}$

Monoton steigend
$a_n \underset{\text{(streng)}}{\le} a_{n+1} \quad\forall n\in\mathbb{N}$

Beschränktheit

$$\exists k>0\forall n\in\mathbb{N}: |a_n|\le k$$

- Konvergent ⇒ beschränkt
- Unbeschränkt ⇒ divergent

Grenzwertsätze

$$\lim_{n\to\infty} a_n = a,\ \lim_{n\to\infty} b_n = b$$

- $a_n \xrightarrow{n\to\infty} a \wedge a_n \xrightarrow{n\to\infty} b$
$\Rightarrow a=b$ (Max. einen Grenzw.)
- $a = 0 \wedge (b_n)_{\text{beschr.}}$
$\Leftrightarrow \lim_{n\to\infty} a_n*b_n = 0$
- $a_n\le b_n \Leftrightarrow a\le b$ (nicht $<$)
- $\lim_{n\to\infty} \begin{cases} a_n\pm b_n = a\pm b\\ a_n * b_n = a * b\\ a_n*c = a*c\\ \sqrt[k]{a_n} = \sqrt[k]{a}\\ |a_n| = |a|\end{cases}$

Einschachtelungssatz

$$\lim_{n\to\infty} a_n = \lim_{n\to\infty} b_n = a$$
$$\forall n\ge N\in\mathbb{N}: a_n\le c_n\le b_n$$
$$(\exists)\lim_{n\to\infty} c_n = a$$

Spezielle Folgen

Teilfolge *streng mnt.* Folge $(b_k)_{k\in\mathbb{N}}$ mit $(n_k)_{k\in\mathbb{N}}$, sodass $b_k = a_{n_k} \quad\forall k\in\mathbb{N}$.

$$\lim_{n\to\infty} a_n = a\Rightarrow\lim_{n\to\infty} a_{n_k} = a$$

(da n_k mnt. steigend)

$$\forall(a_n)_{n\in\mathbb{N}}\exists(a_{n_k})_{k\in\mathbb{N}_{\text{mnt.}}}$$

(nicht streng!)

Häufungspunkt h mit einer Teilfolge

$$\lim_{n\to\infty} a_{n_k} = h$$

- $\lim_{n\to\infty} a_n = a\Leftrightarrow\exists!: h = a$

Bolzano-Weierstrass

$$(a_n)_{n\in\mathbb{N}_{\text{beschr.}}}\Rightarrow\exists h_{\text{Häuf.}}$$

(Teilfolge + (beschr.) ⇒ ∃ Häuf.)

Cauchy-Folge

$$\forall \epsilon > 0 \exists n_0 \in \mathbb{N} \forall n, m \geq n_0 : |a_n - a_m| \leq \epsilon$$

(Konv. ohne bekannten Grenzwert)

Vollständigkeit von $\mathbb{R}$

$$(a_n)_{n\in\mathbb{N}_{\text{Cauchy}}} \Leftrightarrow \exists \lim_{n\to\infty} a_n$$

$$\begin{aligned}(\exists \lim_{n\to\infty} a_n &\Rightarrow (a_n)_{n\in\mathbb{N}_{\text{Cauchy}}}\\ &\Rightarrow (a_n)_{n\in\mathbb{N}_{\text{beschr.}}}\\ &\Rightarrow \exists h \quad \text{(BW)}\\ &\Rightarrow \lim_{n\to\infty} a_n = h)\end{aligned}$$

Reihen

Reihe $(s_n)_{n\in\mathbb{N}} = \sum_{k=1}^{\infty} a_k$ mit den Gliedern $(a_k)_{k\in\mathbb{N}}$.

$n$te Partialsumme $s_n = \sum_{k=1}^{\mathbf{n}} a_k$

Grenzwert ebenfalls $\sum_{k=1}^{\infty} a_k$, falls s_n konvergiert

Spezielle Reihen

Geom. $\sum_{k=0}^{\infty} q^k = \frac{1}{1-q} \quad q \in (-1; 1)$

Harmon. $\sum_{k=1}^{\infty} \frac{1}{k}$ divergent

Allg. Harmon. $\sum_{k=1}^{\infty} \frac{1}{k^\alpha}$ konvergiert $\forall \alpha > \mathbf{1}$

Lemma

- $\sum_{k=1}^{\infty} a_k, \sum_{k=1}^{\infty} b_k$ konvergent
  - $\sum_{k=1}^{\infty} \mathbf{a_k} + \sum_{k=1}^{\infty} \mathbf{b_k} = \sum_{k=1}^{\infty} (\mathbf{a_k} + \mathbf{b_k})$
  - $\mathbf{c}* \sum_{k=1}^{\infty} \mathbf{a_k} = \sum_{k=1}^{\infty} \mathbf{c} * \mathbf{a_k}$
- $\exists N \in \mathbb{N} : (\sum_{k=\mathbf{N}}^{\infty} a_k)_{\text{konv.}} \Rightarrow (\sum_{k=\mathbf{1}}^{\infty} a_k)_{\text{konv.}}$ (Es reicht spätere Glieder zu betrachten)
- $(\sum_{k=1}^{\infty} a_k)_{\text{konv.}} \Rightarrow \forall N \in \mathbb{N} : (\sum_{k=N}^{\infty} a_k)_{\text{konv.}} \Rightarrow \lim_{N\to\infty} \sum_{k=N}^{\infty} a_k = 0$

Konvergenzkriterien

Cauchy

$$\Leftrightarrow (\sum_{k=1}^{n} a_k)_{n\in\mathbb{N}} \text{ Cauchy}$$

$$(\sum_{k=1}^{\infty} a_k)_{\text{konv.}}$$

$$\Leftrightarrow \forall \epsilon > 0 \exists n_0 \in \mathbb{N} \forall n > m > n_0 : |\sum_{k=m+1}^{n} a_k| \leq \epsilon$$

Notwendig

$$(\sum_{n=1}^{\infty} a_n)_{\text{konv.}} \Rightarrow \lim_{n\to\infty} a_n = \mathbf{0}$$

$$\lim_{n\to\infty} a_n \neq 0 \Rightarrow (\sum_{n=1}^{\infty} a_n)_{\text{div.}}$$

Beschränkt $a_n \geq 0$ ($\Rightarrow$ *mnt.*) $\forall n \in \mathbb{N}$

$$(\sum_{n=1}^{\infty} a_n)_{\textit{beschr.}} \Leftrightarrow (\sum_{n=1}^{\infty} a_n)_{\text{konv.}}$$

Majorante $0 \leq \mathbf{a_n} \leq \mathbf{b_k} \quad \forall n \in \mathbb{N}$

$$(\sum_{n=1}^{\infty} b_n)_{\text{konv.}} \Leftrightarrow (\sum_{n=1}^{\infty} a_n)_{\text{konv.}}$$

Quotient $a_n \geq 0 \quad \forall n \in \mathbb{N}$

$$\lim_{n\to\infty} \frac{a_{n+1}}{a_n} \begin{cases} < \mathbf{1} \to (\sum_{n=1}^{\infty} a_n)_{\text{konv.}} \\ > \mathbf{1} \to (\sum_{n=1}^{\infty} a_n)_{\text{div.}} \end{cases}$$

Wurzel $a_n \geq 0 \quad \forall n \in \mathbb{N}$

$$\lim_{n\to\infty} \sqrt[n]{a_n} \begin{cases} < \mathbf{1} \to (\sum_{n=1}^{\infty} a_n)_{\text{konv.}} \\ > \mathbf{1} \to (\sum_{n=1}^{\infty} a_n)_{\text{div.}} \end{cases}$$

Absolut

$$(\sum_{n=1}^{\infty} |a_n|)_{\text{konv.}} \Rightarrow (\sum_{n=1}^{\infty} a_n)_{\text{konv.}}$$

$$|\sum_{n=1}^{\infty} a_n| \leq \sum_{n=1}^{\infty} |a_n|$$

(Dreiecksungleichung)

Leibniz $(a_n)_{n\in\mathbb{N}}$ mnt. Nullfolge

$$(\sum_{n=1}^{\infty} (-1)^n * a_n)_{\text{konv.}}$$

Grenzwert $a_n, b_n \geq 0 \quad \forall n \in \mathbb{N}$

$$\lim_{n\to\infty} \frac{a_n}{b_n} > \mathbf{0} \Rightarrow$$

$$(\sum_{n=1}^{\infty} a_n)_{\text{konv.}} \Leftrightarrow (\sum_{n=1}^{\infty} b_n)_{\text{konv.}}$$

Exponentialfunktion

$$\exp(x) := \sum_{n=0}^{\infty} \frac{x^n}{x!}$$

- $\exp(0) = 1$
- $\exp(1) = e \approx 2,71828 \notin \mathbb{Q}$ $e = \lim_{n\to\infty} (1 + \frac{1}{n})^n$

$$\exp(x) * \exp(y) = \exp(x + y)$$

Cauchy-Produkt

$$(\sum_{n=0}^{\infty} a_n) * (\sum_{n=0}^{\infty} b_n) = \sum_{n=0}^{\infty} \sum_{k=0}^{n} a_k * b_{n-k}$$

Korollar

- $\exp(x) > 0$
- $\frac{1}{\exp(x)} = \exp(-x)$
- $x < y \Rightarrow \exp(x) < \exp(y)$
- $\exp(r * x) = (\exp(x))^r$
- $\exp(r) = e^r$

Algorithmen auf Datenstrukturen

Algorithmus Handlungsvorschrift aus endlich vielen Einzelschritten zur Problemlösung.

- Korrektheit (Test-based dev.)
- Terminierung (Touring)
- Effizienz (Komplexität)

Formen (High to low) Menschl. Sprache, Pseudocode, Mathematische Ausdrücke, Quellcode, Binärcode

Divide & Conquer

Divide Zerlegen in kleinere Teilprobleme

Conquer Lösen der Teilprobleme mit gleicher Methode (rekursiv)

Merge Zusammenführen der Teillösungen

Effizienz

Raum/Zeit-Tradeoff: schnell + großvs. klein + langsam.

Programmlaufzeit/-allokationen	Komplexität
Einfluss äußerer Faktoren	Unabh.
Konkrete Größe	Asymptotische Schätzung

Inputgröße n Jeweils

- Best-case C_B
- Average-case C_A
- Worst-case C_W

Asymptotische Zeit-/Speicherkomplexität

Groß-O-Notation Kosten $C_f(n)$ mit $g : \mathbb{N} \to \mathbb{R} \exists c > 0 \exists n_0 > 0 \forall n \geq n_0$

Untere Schranke $\mathbf{\Omega}(f)$ $C_f(n) \geq c * g(n)$

Obere Schranke $\boldsymbol{O}(f)$ $C_f(n) \leq c * g(n)$

Exakte Schranke $\mathbf{\Theta}(f)$ $C_f(n) \in \Omega(f) \cap O(f)$
Polynom $k$ten Grades $\in \Theta(n^k)$

(Beweis: g und c finden)

Groß-O	Wachstum	Klasse	
$O(1)$	Konstant		
$O(\log n)$	Logarithmisch		
$O(n)$	Linear		
$O(n \log n)$	Nlogn		lösbar
$O(n^2)$	Quadratisch	Polynomiell $O(n^k)$	
$O(n^3)$	Kubisch		
$O(2^n)$	Exponentiell	Exponentiell $O(\alpha^n)$	
$O(n!)$	Fakultät		hart
$O(n^n)$			

Rechenregeln

Elementare Operationen, Kontrollstr. $\in \mathbf{O(1)}$

Schleifen $\in i$ Wiederholungen $*$ $O(f)$ teuerste Operation

Abfolge $O(g)$ nach $O(f) \in O(\mathbf{max}(f; g))$

Rekursion $\in k$ Aufrufe $*$ $O(f)$ teuerste Operation

Mastertheorem $a \geq 1, b > 1, \Theta > 0$

$$T(n) = a * T(\frac{n}{b}) + \Theta(n^k)$$

$$\Rightarrow \begin{cases} \Theta(n^k) & a < b^k \\ \Theta(n^k * \log n) & a = b^k \\ \Theta(n^{\log_b a}) & a > b^k \end{cases}$$

Floor/Ceiling Runden

Floor $\lfloor x \rfloor$ nach unten

Ceiling $\lceil x \rceil$ nach oben

Suchverfahren

Lineare Liste endlich, geordnete (nicht sortierte) Folge n Elemente $L := [a_0, \ldots, a_n]$ gleichen Typs.

Array Sequenzielle Abfolge im Speicher, statisch, Index $O(1)$, schnelle Suchverfahren

Sequenziell $C_A(n) = \frac{1}{n} * \sum^n i = \frac{n+1}{2} \in O(n)$

```
Algorithm: Sequential Search

Input: Liste L, Predikat x
Output: Index i von x
for i ← 0 to L.len − 1 do
    if x = L[i] then
        return i
    end
end
return −1
```

Auswahlproblem Finde i-kleinstes Element in unsortierter Liste $\in \Theta(n)$

```
Algorithm: i-Smallest Element

Input: Unsortierte Liste L, Level i
Output: Kleinstes Element x
p ← L[L.len − 1]
for k = 0 to L.len − 1 do
    if L[k] < p then
        Push(L_<, L[k])
    if L[k] > p then
        Push(L_>, L[k])
    end
end
if L_<.len = i − 1 then
    return p
if L_<.len > i − 1 then
    return i−Smallest Element L_<
if L_<.len < i − 1 then
    return i−Smallest Element(L_>,
      i − 1 − L_<.len)
end
```

Sortierte Listen

Binär $C_W(n) = \lfloor \log_2 n \rfloor + 1, C_A(n) \approx \log_2 n \in O(\log n)$

```
Algorithm: Binary Search

Input: Sortierte Liste L, Predikat x
Output: Index i von x
if L.len = 0 then
    return −1
else
    m ← ⌊L.len / 2⌋
if x = L[m] then
    return m
if x < L[m] then
    return Binary Search
      [L[0], . . . , L[m − 1]]
if x > L[m] then
    return m + 1+ Binary Search
      [L[m + 1], . . . , L[L.len − 1]]
end
```

Sprung Kosten Vergleich a, Sprung b mit optimaler Sprungweite:

$$m = \lfloor \sqrt{(\frac{a}{b}) * n)} \rfloor$$

$$C_A(n) = \frac{1}{2}(\lceil \frac{n}{m} \rceil * a + m * b) \in O(\sqrt{n})$$

```
Algorithm: Jump Search

Input: Sortierte Liste L, Predikat x
Output: Index i von x
m ← ⌊√n⌋
while i < L.len do
    i ← i + m
    if x < L[i] then
        return Search
          [L[i − m], . . . , L[i − 1]]
    end
end
return −1
```

- Rekursive Sprungsuche $\in O(\sqrt[k]{n})$
- Partitionierung in Blöcke m möglich

Exponentiell $\in O(\log x)$

```
Algorithm: Exponential Search

Input: Sortierte Liste L, Predikat x
Output: Index i von x
while x > L[i] do
    i ← 2 * i
end
return Search [L⌊i/2⌋, . . . , L[i − 1]]
```

- Unbekanntes n möglich

Interpolation $C_A(n) = 1 + \log_2 \log_2 n, C_W(n) \in O(n)$

```
Algorithm: Searchposition

Input: Listengrenzen [u, v]
Output: Suchposition p
return ⌊u + (x − L[u]) / (L[v] − L[u]) (v − u)⌋
```

```
Algorithm: Interpolation Search

Input: Sortierte Liste [L[u], . . . , L[v]], Predikat x
Output: Index i von x
if x < L[u] ∨ x > L[v] then
    return −1
p ← Searchposition(u, v)
if x = L[p] then
    return p
if x > L[p] then
    return Interpolation Search(p + 1, v, x)
else
    return Interpolation Search(u, p − 1, x)
end
```

Häufigkeitsordnungen mit Zugriffswahrscheinlichkeit p_i: $C_A(n) = \sum_{i=0}^{n} i * p_i$

Frequency-count Zugriffszähler pro Element

Transpose Tausch mit Vorgänger

Move-to-front

Verkettete Listen

Container Jedes Element p ist in der Form $p \rightarrow$ $\boxed{\text{(key) | value | next}}$. Index $\in O(n)$

Löschen $\in O(1)$

```
Algorithm: Delete

Input: Zeiger p auf Vorgänger des löschendes Elements
if p ≠ ∅ ∧ p → next ≠ ∅ then
    p → next ← (p → next) → next
end
```

- desh. sehr dynamisch

Suchen $C_A(n) = \frac{n+1}{2} \in O(n)$

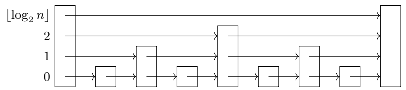
```
Algorithm: Search Linked List

Input: Verkettete Liste L, Predikat x
Output: Zeiger p auf x
p ← L.head while p → value ≠ x do
    p ← p → next
end
return p
```

Doppelt Verkettet Zeiger auf Vorgänger $\boxed{\text{(key) | value | prev | next}}$

- Bestimmung des Vorgängers $\in O(1)$ statt $O(n)$
- Höherer Speicheraufwand

Skip



- Zeiger auf Ebene i zeigt zu nächstem 2^i Element
- Suchen $\in O(\log n)$

Perfekt Einfügen, Löschen $\in O(n)$ (Vollst. Reorga.)

Randomisiert Höhe zufällig (keine vollst. Reorga.)
$P(h) = \frac{1}{2^{h+1}}$: Einfügen, Löschen $\in O(\log n)$

Spezielle Listen

ADT „Abstrakte Datentypen"

Stack $S = |$**„TOP"**$, \cdots$ Operationen nur auf letztem Element $\in O(1)$

Queue $Q = ||$**„HEAD"**$, \cdots,$ **„TAIL"** Vorne Löschen, hinten einfügen $\in O(1)$

Priority Queue $P = \begin{bmatrix} p_0 & p_1 & \cdots & p_n \\ a_0 & a_1 & \cdots & a_n \end{bmatrix}$ Jedes Element hat Priorität; Entfernen von Element mit höchster („MIN") Priorität

Sortierverfahren

Sortierproblem

Gegeben (endliche) Folge von Schlüsseln (von Daten) $(K_i)_{i \in I}$

Gesucht Bijektive Abbildung $\pi : I \rightarrow I$ (Permutation), sodass $K_{\pi(i)} \leq K_{\pi(i+1)}$

mit Optimierung nach geringen

- Schlüsselvergleichen C
- Satzbewegungen M

Eigenschaften

Ordnung *Allgemein* vs. *speziell*: Ordnung wird nur über Schlüsselvergleiche hergestellt

Relation *Stabil* vs. *instabil*: Vorherig relative Reihenfolge bleibt erhalten

Speicher *In situ* vs. *ex situ*: Zusätzlicher Speicher notwendig

Lokal *Intern* vs. *extern*: Hauptspeicher oder Mischung vorsortierter externer Teilfolgen

Ordnung $\forall x, y \in X$

Reflexiv $x \leq x$

Antisym. $x \leq y \wedge y \leq x \Rightarrow x = y$

Transitiv $x \leq y \wedge y \leq z \Rightarrow x = z$

Total (Vollständig) $x \leq y \vee y \leq x$

(ohne Total: „*Halbordnung*")

Grad der Sortierung

Anzahl der Inversionen Anzahl kleinerer Nachfolger für jedes Element:

$$\text{inv}(L) := |\{(i, j) \mid 0 \leq i < j \leq n-1, L[i] \geq L[j]\}|$$

Anzahl der Runs Ein *Run* ist eine sortierte Teilliste, die nicht nach links oder rechts verlängert werden kann. Die Anzahl der Runs ist:

$$\text{runs}(L) := |\{i \mid 0 \leq i < n-1, L[i+1] < L[i]\}| + \mathbf{1}$$

Längster Run Anzahl der Elemente der längsten sortierten Teilliste:

$$\text{las}(L) := \max\{r.\text{len} \mid r \text{ ist Run in } L\}$$
$$\text{rem}(L) := L.\text{len} - \text{las}(L)$$

Einfache Sortierverfahren $\mathbf{O(n^2)}$

Selection Entferne kleinstes Element in unsortierter Liste und füge es sortierter Liste an.

```
Algorithm: Selectionsort

Input: Liste L
Output: Sortierte Liste L
for i ← 0 to L.len − 2 do
    min ← i
    for j ← i + 1 to L.len − 1 do
        if L[i] < L[min] then
            min ← j
    end
    if min ≠ i then
        Swap L[min], L[i]
end
if L.len = 0 then
    return −1
```

Insertion Verschiebe erstes Element aus unsortierter Liste von hinten durch sortierte Liste, bis das vorgehende Element kleiner ist.

```
Algorithm: Insertionsort

Input: Liste L
Output: Sortierte Liste L
for i ← 1 to L.len − 1 do
    if L[i] < L[i − 1] then
        temp ← L[i]
        j ← i
        while temp < L[j − 1] ∧ j > 0 do
            L[j] ← L[j − 1]
            j − −
        end
        L[j] ← temp
end
```

Bubble Vertausche benachbarte Elemente die nicht in Sortierordnung sind, durchlaufe bis nichts vertauscht wird. *Achtung:* Die hinteren Elemente können im Durchlauf ignoriert werden!

```
Algorithm: Bubblesort
Input: Liste L
Output: Sortierte Liste L
i ← L.len
swapped ← 1
while swapped do
    swapped ← 0
    for j ← 0 to i − 2 do
        if L[j] > L[j + 1] then
            Swap L[j], L[j + 1]
            swapped ← 1
    end
    i − −
end
```

Verbesserte Sortierverfahren $\mathbf{O(n \log n)}$

Shell Insertionsort, nur werden Elemente nicht mit Nachbarn getauscht, sondern in t Sprüngen h_i, die kleiner werden. Im letzten Schritt dann Insertionsort ($h_t = 1$); somit Sortierung von grob bis fein, also Reduzierung der Tauschvorgänge.

```
Algorithm: Shellsort
Input: Liste L, Absteigende Liste von Sprunggrößen H
Output: Sortierte Liste L
foreach h in H do
    for i ← h to L.len − 1 do
        temp ← L[i]
        for j ← i; temp < L[j − h] ∧ j ≥ h;
          j ← j − h do
            L[j] ← L[j − h]
        end
        L[j] ← temp
    end
end
```

Quick Rekursiv: Pivot-Element in der Mitte, Teillisten $L_<$, $L_>$, sodass $\forall l_< \in L_< \forall l_> \in L_> : l_< < x < L_>$. Zerlegung: Durchlauf von Links bis $L[i] \geq x$ und von Rechts bis $L[j] \leq x$, dann tauschen.

```
Algorithm: Quicksort
Input: Liste L, Indices l, r
Output: L, sortiert zwischen l und r
if l ≥ r then
    return
i ← l
j ← r
piv ← L[⌊(l+r)/2⌋]
do
    while L[i] < piv do
        i + +
    end
    while L[j] > piv do
        j − −
    end
    if i ≤ j then
        Swap L[i], L[j]
        i + +
        j − −
while i ≤ j;
Quicksort (L, l, j)
Quicksort (L, i, r)
```

Turnier Liste also Binärbaum, bestimme $\min L$ durch Austragen des Turniers, entferne Sieger und wiederhole von Siegerpfad aus.

Heap Stelle Max-Heap (größtes Element in der Wurzel) her, gib Wurzel aus under ersetze mit Element ganz rechts in unterster Ebene.

```
Algorithm: Max-Heapify
Input: Liste L, Index i der MHE widerspricht und
       ∀j > i erfüllen MHE
Output: Liste L mit MHE ∀j ≥ i
l ← 2i + 1
r ← 2i + 2
if l < L.len ∧ L[l] > L[i] then
    largest ← l
else
    largest ← i
end
if r < L.len ∧ L[r] > L[largest] then
    largest ← r
if largest ≠ i then
    Swap L[i], L[largest]
    Max-Heapify L, largest
```

```
Algorithm: Build-Max-Heap
Input: Liste L
Output: Liste L mit MHE
for i ← ⌊L.len/2⌋ − 1 to 0 do
    Max-Heapify L, i
end
```

```
Algorithm: Heapsort
Input: Liste L
Output: Sortierte Liste L
Build-Max-Heap L
for i ← L.len − 1 to 1 do
    Swap L[0], L[i]
    L.len − −
    Max-Heapify L, 0
end
```

Merge Zerlege Liste in k Teile, sortiere diese (mit Mergesort) und verschmelze die sortierten Teillisten (merge).

```
Algorithm: 2-Merge
Input: Liste L mit L[l . . . m − 1] und L[m . . . r]
       sortiert, Indices l, m, r
Output: Liste L mit L[l . . . r] sortiert
j ← l
k ← m
for i ← 0 to r − l do
    if k > r ∨ (j < m ∧ L[j] ≤ L[k]) then
        B[i] ← L[j]
        j ← j + 1
    else
        B[i] ← L[k]
        k ← k + 1
    end
end
for i ← 0 to r − l do
    L[l + i] ← B[i]
end
```

```
Algorithm: Rekursives 2-Mergesort
Input: Liste L, Indices l, r
Output: Liste L mit L[l . . . r] sortiert
if l ≥ r then
    return
else
    m ← ⌊(l+r+1)/2⌋
    Mergesort L, l, m − 1
    Mergesort L, m, r
    Merge L, l, m, r
end
```

Iteratives 2-Mergesort

```
Algorithm: Iteratives 2-Mergesort
Input: Liste L
Output: Sortierte Liste L
for k ← 2; k < n; k ← k ∗ 2 do
    for i ← 0; i + k ≤ n; i ← i + k do
        Merge L, i, min(i + k − 1, n − 1),
          i + k/2
    end
end
Merge L, 0, n − 1, k/2
```

Natürliches Mergesort Verschmelzen von benachbarten Runs (Ausnutzen der Vorsortierung)

Untere Schranke allgemeiner Sortierverfahren

Jedes allgemeine Sortierverfahren benötigt im Worst- und Average-case Schlüsselvergleiche von mindestens:

$$\Omega(n \log n)$$

(Siehe Pfadlänge auf Entscheidungsbaum)

Spezielle Sortierverfahren $\mathbf{O(n)}$

Distribution Abspeichern der Frequenz jedes Elementes k auf $F[k]$; Ausgeben jedes Index $F[k]$ mal.

Lexikographische Ordnung Sei $A = \{a_1, \dots, a_n\}$ ein Alphabet, dass sich mit gegebener Ordnung $a_1 < \dots < a_n$ wie folgt auf dem Lexikon $A* = \bigcup_{n \in \mathbb{N}_0} A^n$ fortsetzt:

$$\begin{aligned} v = (v_1, \dots, v_p) &\leq w = (w_1, \dots, w_q) \\ \Leftrightarrow \forall 1 \leq i \leq p : v_i = w_i &\quad p \leq q \\ \vee \forall 1 \leq j \leq i : v_j = w_j &\quad v_i < w_i \end{aligned}$$

(Die antisymmetrische Relation $\leq$ heißt Lexikographische Ordnung)

Fachverteilen Sortieren von n k-Tupeln in k Schritten: Sortieren nach letztem Element, vorletzem usw.

Große Datensätze sortieren

Indirekt Liste von Zeigern $Z[i] = i$ auf die eigentlichen Listenelemente. Schlüsselvergleiche mit $L[Z[i]]$, Satzbewegungen nur als Zeigertausch in Z. Anschließend linear kopieren.

Extern Zerlegen in m Blöcke, sortieren im Hauptspeicher (Run) der mind. $m + 1$ Blöcke groß ist, verschmelzen der Runs (m-Wege-Merge).

Ausgeglichenes 2-Wege-Mergesort Daten auf Band n, sortieren von Block $r_1 < n$ auf zweites Band und r_2 auf drittes Band, löschen des ersten Bandes und Merge $2r$ abwechselnd auf erstes (neues $2r_1$) und viertes Band (neues $2r_2$) und wiederholen.

Replacement Selectionsort Lese $r < n$ Elemente auf Priority-Queue Q. Falls $x = \min(Q) \geq$ letztem Element auf zweiten Band, schreibe x aus, sonst schreibe Q auf Band. Wiederhole auf dritten Band und dann merge.

❧ ❧ ❧

Algo.	Stabil	Mem.	Schlüsselvergleiche C_B	C_A	C_W	Satzbewegungen M_B	M_A	M_W	
Selection	✗	1	$\frac{n*(n-1)}{2}$	$\frac{n*(n-1)}{2}$	$\frac{n*(n-1)}{2}$	$3*(n-1)$	$3*(n-1)$	$3*(n-1)$	$O(n^2)$
Insertion	✓	1	$n-1$	$\approx \frac{n*(n-1)}{4} + n - \ln n$	$\frac{n*(n-1)}{2}$	$2*(n-1)$	$\frac{n^2+3n-4}{4} + n - 1$	$\frac{n^2+3n-4}{2}$	
Bubble	✓	1	$\frac{n*(n-1)}{2}$	$\frac{n*(n-1)}{2}$	$\frac{n*(n-1)}{2}$	0	$\frac{3n*(n-1)}{4}$	$\frac{3n*(n-1)}{2}$	
			Best-case		**Average-case**		**Worst-case**		
Shell	✗	1	-		-		-		$O(n \log n)$
Quick	✗	$\log n$	$n \log n$		$n \log n$		n^2		
Turnier	✗	$2n-1$	$n \log n$		$n \log n$		$n \log n$		
Heap	✗	1	$n \log n$		$n \log n$		$n \log n$		
Merge	✓	n	$n \log n$		$n \log n$		$n \log n$		
Untere Schranke $\Omega(n \log n)$ für allgemeine Sortierverfahren									
Distribution	✓	n	n		n		$n \log n, n^2$		$O(n)$