Breitensuche:

- alle Kn. undiscovered
- Startknoten disc. und in queue
- ↳ • kn. dequeuen und auf Suchgröße prüfen
  - undisc. Nachbarknoten zu queue hinzuf. und disc.

Tiefensuche:

wie breitensuche, bloß auf stack anstatt queue

Topsort:

$G=(V,E)$ mit $(u,v)\in E \quad \forall t(u)<t(v)$
kein Topsort für Kreis/Schlinge

- alle Kn. weiß
- in Tiefensuche besuchte weiße grau setzen.
  ↳ wenn auf grau getroffen: Fehler! (Kreis)
- bei Rekursion der Tiefensuche Knoten schwarz markieren und an Liste anfügen

↳ Liste rückwärts ist topsort

LZ Tiefen-/Breitensuche/Topsort: $O(|V|+|E|)$

Lineare Suche:

LZ: $O(n)$

Voraussetzung: sortiertes Array

- in der Mitte starten (abrunden)
- wenn gesuchte Zahl kleiner als gewählte ist, linkes Teilarray auf gleiche Weise untersuchen. Sonst rechtes.

Suchbaum:

↳ binärer Wurzelbaum

- linker Teilbaum enthält kleinere Knoten
- rechter Teilbaum größere

↳ suche über Folgen der Pfade (Art binäre Suche)

LZ: $O(\log(n))$ vollst. bal.
$O(n)$ linear entartet

Hashing:

Abbildung Schlüssel → pos. in Array
$h(s)=s \bmod m$ ← größe der Hashtabelle

bei Überlauf: Überlaufliste:
pos. in Array hat Liste mit allen entspr. Hashelem.
im günstigen Fall: $O(1)$

Quicksort:

- 1. elem. markieren (Pivot)
  ↳ alle elem., die kl. sind als Pivot links einsortieren, die größer sind rechts

↳ rekursiver Aufruf quicksort über linke/rechte Teillisten

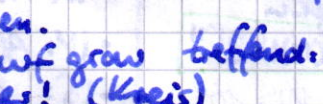
⇒ nicht gut bei linear entarteten Listen

ØLZ: $O(n \log n)$ worst-case: $O(n^2)$

Mergesort:

- Liste halbieren (abgerundet)
- immer weiter halb. bis nur noch 1-elem. Listen

⇒ 1-elem. Listen in Rekursion zusammenführen & dabei sortieren



LZ: $O(n \log(n))$ [$O(n)$ auf jeder Ebene]

Codierung: inv. Elem.: $a+a^{-1}=0$

Bsp: $(\mathbb{Z}_5,+)$ inv. $0+0=0$, $1+4=0$, ...

Parität:

$b_n=(\sum_{i=1}^{n-1} b_i) \bmod 2$ aus Folge $b_1 \dots b_{n-1}$
↳ Codewort $b_1 \dots b_n$

$\sum_{i=1}^{n} b_i \equiv 0 \pmod 2$ Parity-Check-Code (PCC)

Mächtigkeit aller PCCs der Länge n: $|P_n|=2^{n-1}$ [alle Bits bis auf das letzte können frei gewählt werden]

PCC: 1-fehlererkennend
Rekonstruktion von fehlendem Bit mögl.

ISBN: 10-stellig: 9-Buchnr.+1 Prüfziffer

Prüfziffer: $z_{10}=(\sum_{i=1}^{9} i \cdot z_i) \bmod 11$
bzw. $0=\sum_{i=1}^{10} i \cdot z_i \pmod{11}$

ISBN: 1-fehlererkennend, erkennt Zahlendreher

Fehlerkorrektur:

(Hamming-) Abstand: $d(u,v)$ ↳ Anzahl von Stellen, an denen sich u&v unterscheid.

Minimalabstand von Code C:
$d(C)=\min\{d(u,v) \mid u,v\in C,\ u\neq v\}$

bei lin. Code: $\cdot\, d(u,v)=\sum d(u_i,v_i)=d(u-v,0)$
$\cdot\, d(C)=\min\{d(c,0) \mid c\in C-\{0\}\}$

bei PCC: $d(PCC)=2$
$d(C)\geq k+1 \Rightarrow$ k-fehlererkennend
$d(C)\geq 2k+1 \Rightarrow$ k-fehlerkorrigierend

Lineare Code:

Parity-Check-Matrix

- C ist linear, wenn für Matrix $A=(1\dots1)$ (n) gilt: $C=\{w \mid A\cdot w^T=0\}$
- lin. Code C ist Vektorraum über $\mathbb{Z}_2(+,\cdot)$

Matrix G, deren Zeilen eine Basis eines lin. Codes C bilden heißt Generatormatrix

Umrechnung: Nachricht · G = Codewort
$A \cdot \text{Codewort}^T = 0$

Bsp: $G=\begin{pmatrix}1&0&0&1\\0&1&0&1\\0&0&1&1\end{pmatrix}$ PCC der Länge 4

↳ aus $(b_1\ b_2\ b_3)\cdot G$ wird $C=\{(b_1\ b_2\ b_3\ \sum_{i=1}^{3} b_i) \mid \dots\}$

Hamming-Codes per Definition

Basis Vektorraum: Menge lin. unabh. Vektoren, mit denen sich alle Punkte erzeugen lassen

Parität: perfekter Code (disjunkte Mengen die alles einschließen)

PCC: wenn $\forall w\in C$, dann auch $v+w\in C$

Menge der Wörter, die zu 000 dekodiert werden: $S(000)=\{000,100,010,001\}$

beim Code der Länge n mit $d(C)=k$
↳ $|S(v)|=\sum_{i=0}^{k}\binom{n}{i}$
↳ $S(v)=\{w \mid d(v,w)\leq k\}$