

Inhaltsverzeichnis

1	Tafelanschrieb 12.04.2022	3
1.1	Exponentialfunktion (o-Notation)	3
1.2	Rechnen mit $o(g(n))$ und $O(g(n))$	3
1.3	Quicksort-Algorithmus	4
1.4	Permutation erklärt	4
1.5	Beweis der Laufzeit vom randomisierten Quicksort	4
2	Tafelanschrieb 14.04.2022	6
2.1	Quicksort nach Dijkstra in C	6
3	Tafelanschrieb 19.04.2022	8
3.1	Quicksort	8
3.2	Beweis des Satzes	8
4	Tafelanschrieb 21.04.2022	9
4.1	Stirlingformel	9
4.2	Herleitung vom Wallisschen Produkt	9
4.3	Korollar zur Sterlingformel	10
4.4	Sterling	10
4.5	Pascalsches Dreieck	12
5	Tafelanschrieb 26.04.2022	13
5.1	Heapsort	13
5.2	Weiteres	13
6	Tafelanschrieb 28.04.2022	15
6.1	Die Registermaschine	15
6.1.1	Beispiel für jump	15
6.2	Effiziente Algorithmen	16
7	Tafelanschrieb 03.05.2022	18
7.1	Wiederholung	18
7.2	Countingsort	18
7.3	Radixsort	19
7.4	Das Auswahlproblem	20
7.4.1	Select-Algorithmus Vorgetanzt :D	20
8	Tafelanschrieb 05.05.2022	21
8.1	Select Beweis	21
9	Tafelanschrieb 10.05.2022	23
9.1	Wiederholung Auswahlproblem	23
9.2	Coding Session	23
9.3	Hashing	23

10 Tafelanschrieb 12.05.2022	25
10.1 Vortrag über Versionskontrollsysteme	25
10.2 Euclid	25
11 Tafelanschrieb 17.05.2022	26
11.1 Hashing	26
12 Tafelanschrieb 19.05.2022	29
12.1 Vortrag „Dinge finden auf Linux“	29
12.2 Hashing	29
12.3 Graphen	29
13 Tafelanschrieb 24.05.2022	30
14 Tafelanschrieb 31.05.2022	31
15 Tafelanschrieb 07.06.2022	32
16 Tafelanschrieb 09.06.2022	33

1 Tafelanschrieb 12.04.2022

1.1 Exponentialfunktion (o-Notation)

$$n^l = o(\exp(n)) \text{ für alle } l > 0$$

$$\exp(n) = e^n = \sum_{j=0}^{\infty} \frac{n^j}{j!} \text{ wobei } j! = 1 \cdot \dots \cdot (j-1) \cdot j = \prod_{i=1}^j i$$

$$0! = 1$$

Wähle $k \in \mathbb{N}$, $k > l$ Dann:

$$\begin{aligned} \frac{n^l}{\exp(n)} &= \frac{n^l}{\sum_{j=0}^{\infty} \frac{n^j}{j!}} \\ &\leq \frac{n^l}{\frac{n^k}{k!}} \\ &= \frac{n^l(k!)}{n^k} \\ &= k! \cdot n^{\overbrace{l-k}^{<0}} \\ &= \frac{k!}{n^{k-l}} \quad n \rightarrow \infty, \rightarrow 0 \end{aligned}$$

$$\begin{aligned} f(n) = o(g(n)) \text{ falls } \lim_{n \rightarrow \infty} \frac{f(n)}{g(n)} &= 0 \\ \rightarrow n^l = o(\exp(n)) \end{aligned}$$

Allgemeiner:

$$\begin{aligned} \forall l > 0, c > 1 \\ n^l = o(c^n) \end{aligned}$$

Logarithmieren:

$$\begin{aligned} \log &= \ln \\ \log x &= \int_1^x \frac{1}{z} dz \\ \log n &= o(n^\alpha) \text{ für jedes } \alpha > 0 \end{aligned}$$

1.2 Rechnen mit $o(g(n))$ und $O(g(n))$

$2^{O(n)}$ heißt $2^{f(n)}$ für irgendeine Funktion $f(n) = O(n)$

$$f(n) = \frac{1}{n} = O(1)$$

$$\begin{aligned}
f(n) &= 10 + \sin\left(\frac{1}{n}\right) = \Theta(1) \\
f(n) &= o(1) \rightarrow f(n) = O(1) \\
f(n) &= n = \Omega(1) \\
f(n) &= \sin(n^2) \rightarrow \text{erfüllt nicht } o(1), \Omega(1), \Theta(1)
\end{aligned}$$

$$f(n) \sim g(n) \text{ heißt } \frac{f(n)}{g(n)} \xrightarrow{n \rightarrow \infty} 1$$

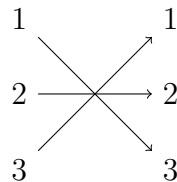
Beispiel:

$$\begin{aligned}
f(n) &= n^2 - 10n + 100 \log n \\
g(n) &= n^2 \\
\frac{f(n)}{g(n)} &= 1 - \overbrace{\frac{10}{n}}^{\rightarrow 0} + \overbrace{\frac{100 \log n}{n^2}}^{\rightarrow 0} \xrightarrow{n \rightarrow \infty} 1
\end{aligned}$$

1.3 Quicksort-Algorithmus

Worst-Case: $\frac{n(n+1)}{2}$

1.4 Permutation erklärt



1.5 Beweis der Laufzeit vom randomisierten Quicksort

X_n = erwartete # Vergleiche auf einer zufälligen n -Permutation

Es gilt:

$$X_n = \overbrace{\quad}^{\text{Vrgl. mit Pivot}} + \frac{1}{n} \sum_{k=1}^n (X_{k-1} + X_{n-k}) \quad X_1 = 1 \quad X_0 = 0$$

k
---	-----	-----

$$\begin{aligned}
n \cdot X_n &= n^2 + \sum_{k=1}^n (X_{k-1} + X_{n-k}) \\
&= n^2 + 2 \cdot \sum_{k=0}^{n-1} X_k
\end{aligned}$$

$$(n+1)X_{n+1} = (n+1)^2 + 2 \cdot \sum_{k=0}^n X_k$$

$$\begin{aligned}(n+1)X_{n+1} - n \cdot X_n &= (n+1)^2 - n^2 + 2X_n \\ &= 2n+1 + 2X_n \\ (n+1)X_{n+1} &= 2n+1 + (n+2)X_n\end{aligned}$$

$$\begin{aligned}\frac{X_{n+1}}{n+2} &= \frac{2n+1}{(n+1)(n+2)} + \frac{X_n}{n+1} \\ &\leq \frac{2}{n+2} + \frac{X_n}{n+1}\end{aligned}$$

$$\begin{aligned}\frac{X_{n+1}}{n+2} &\leq \frac{2}{n+2} + \frac{X_n}{n+1} \\ &\leq \frac{2}{n+2} + \frac{2}{n+1} + \frac{X_{n-1}}{n} \\ &\leq \sum_{k=0}^{n+1} \frac{2}{k+1} + \underbrace{\frac{X_0}{1}}_{=0} = 2H_{n+1} \\ \Rightarrow X_{n+1} &\leq 2(n+2)H_{n+1} \quad \forall n = 2H_{n+1}\end{aligned}$$

$$\begin{aligned}H_n &\geq \log(n) \\ &\geq H_n - 1 \\ H_n &= \log(n) + O(1)\end{aligned}$$

Quicksort:

$$2(n+1)H_n = 2(n+1)(\log(n) + O(n)) \sim 2n \log(n) = \underline{\underline{O(n \log n)}}$$

2 Tafelanschrieb 14.04.2022

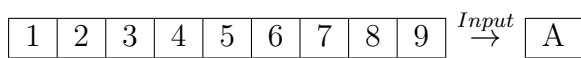
2.1 Quicksort nach Dijkstra in C

Live-Programmierung: Pipe-Operator: |(output des linken Teils wird als Input des rechtens gehandhabt)

shuf mischt die Eingabe

seq 10 | shuf

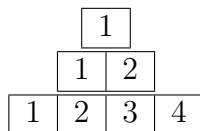
Tafel:



Wie bekommt man es hin, dass die der Speicher nicht zu groß wird aus der Eingabe heraus?

Erster Vorschlag: $1 \rightarrow 2 \rightarrow 3$ Zweiter Vorschlag:

Man erstellt einen Speicher und wenn der vom Platz nicht reicht wird, dieser einfach verdoppelt:



Live-Programmierung:

Programm für die Speicherallocation bei zu großen Eingaben

```
/* Dieser Code wird ins Vorlesungs Git-Repo hochgeladen */
#include<stdlib.h>
#include<stdio.h>

char *input=NULL;
int length=0;

int read_input(void) {
    int size=0; /* size of memory block */
    int fill=0; /* number characters read */
    int c; /* next character */

    while((c=getchar()) != EOF){
        if(fill>=size){ /* wenn der Speicher nicht reicht */
            int i, newsize=2*size+1;
            char *newinput;

            /* Bestell Speicher in der entsprechenden Groesse */
            if((newinput=(char *)malloc(sizeof(char)*newsize))==NULL)
                return -1;
            for(i=0;i<size;i++) newinput[i]=input[i];
            if(input!=NULL) free(input);
            input=newinput;
            size=newsize;
        }
        input[fill++]= (char)c; /* leg das neue Symbol ab */
    }
    length=fill;
    return length; /* Gibt neue Laenge zurueck */
}

int main(int argc, char **argv){
    int i;

    if(read_input()<=0) return 1;
    for(i=0;i<length;i++) putchar(input[i]);
}
```

Es muss jetzt noch die Eingabe in richtige Integer-Werte übersetzt werden. Dies haben wir an der Stelle leider nicht geschafft. Er bereitet dies zum nächsten Mal vor und zeigt uns anschließend das Ergebnis.

3 Tafelanschrieb 19.04.2022

3.1 Quicksort

Live-Programmierung Wird demnächst bereitgestellt.

Tafelanschrieb Quicksort hat eine Laufzeit von $\Theta(n \log n)$

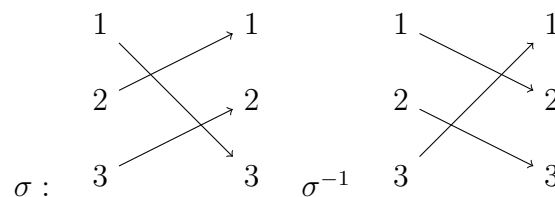
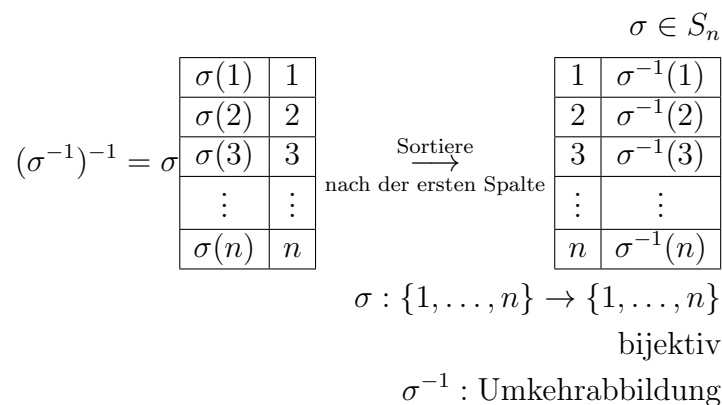
Vergleichsbasierte Sortieralgorithmen

Laufzeit	
$\Theta(n^2)$	$\Theta(n \log n)$
InsertionSort	Quicksort
BubbleSort	MergeSort
	Heapsort

Wir werden zeigen:

$$\log(n!) = \Theta(n \log n)$$

S_n = Menge aller n-Permutationen



3.2 Beweis des Satzes

Angenommen T ist die erwartete Anzahl von Vergleichen zum Sortieren einer zufälligen n-Permutation. Dann gibt es mindestens $\frac{n!}{2}$ n-Permutationen, für die der Algorithmus $\leq 2 \cdot T$ Vergleiche braucht. Der Algorithmus stellt also $X \leq 2 \cdot T$ Vergleichsanfragen.

Die Antworten können durch einen Vektor aus $\{0, +1, -1\}^X$ beschrieben werden. Weil beim Sortiervorgang keine Information verloren geht, folgt:

$$3^{2T+1} \geq \sum_{X=1}^{2 \cdot T} 3^X \geq \left(\frac{n!}{2}\right) \Rightarrow 2T + 1 \geq \log_3(n!) \Rightarrow T \geq \frac{1}{2} \log_3(n!) - 1 \Rightarrow T = \boxed{\Omega(\log(n!))}$$

$$\log_3 z = \frac{\log(z)}{\log 3}$$

4 Tafelanschrieb 21.04.2022

4.1 Stirlingformel

$\Omega(\log n!)$

$$\begin{aligned}
 n! &\sim \sqrt{2\pi n} \left(\frac{n}{e}\right)^n && \text{Stirling Formel} \\
 \Rightarrow \log n! &\sim \log(\sqrt{2\pi n} \left(\frac{n}{e}\right)^n) && \log(x+y) = \log x + \log y \\
 &= \underbrace{\frac{1}{2} \log(2\pi)}_{O(1)} + \underbrace{\log n}_{O(\log n)} + n \log n \underbrace{-n}_{O(n)} && \log 1 = 0 \\
 &\sim n \log n
 \end{aligned}$$

4.2 Herleitung vom Wallisschen Produkt

Beweis: Übungen

$$\begin{aligned}
 \int_0^{\frac{\pi}{2}} \sin^n x \, dx &= \frac{n-1}{n} \int_0^{\frac{\pi}{2}} \sin^{n-2} x \, dx && (n \geq 2) \\
 \int_0^{\frac{\pi}{2}} \sin^{2n} x \, dx &= \left[\prod_{i=1}^n \frac{2i-1}{2i} \right] \cdot \frac{\pi}{2} \\
 \int_0^{\frac{\pi}{2}} \sin^{2n+1} x \, dx &= \left[\prod_{i=1}^n \frac{2i-1}{2i} \right] \underbrace{\int_0^{\frac{\pi}{2}} \sin x \, dx}_1 = \prod_{i=1}^n \frac{2i-1}{2i} \\
 1 &\geq \frac{\int_0^{\frac{\pi}{2}} \sin^{2n+1} x \, dx}{\int_0^{\frac{\pi}{2}} \sin^{2n} x \, dx} \text{ weil } \sin^{2n+1} x \leq \sin^{2n} x \, \forall x, n \text{ da } \sin x \in [0, 1] \text{ f\"ur } x \in [0, \frac{\pi}{2}] \\
 &\geq \frac{\int_0^{\frac{\pi}{2}} \sin^{2n+2} x \, dx}{\int_0^{\frac{\pi}{2}} \sin^{2n} x \, dx} = \frac{\frac{\pi}{2} \cdot \prod_{i=1}^{n+1} \frac{2i-1}{2i}}{\frac{\pi}{2} \cdot \prod_{i=1}^n \frac{2i-1}{2i}} = \frac{2n+1}{2n+2} \xrightarrow{n \rightarrow \infty} 1 \\
 &\Rightarrow \lim_{n \rightarrow \infty} \frac{\int_0^{\frac{\pi}{2}} \sin^{2n+1} x \, dx}{\int_0^{\frac{\pi}{2}} \sin^{2n} x \, dx} = 1 \\
 &\Rightarrow 1 = \lim_{n \rightarrow \infty} \frac{\prod_{i=1}^n \frac{2}{2i+1}}{\frac{\pi}{2} \prod_{i=1}^n \frac{2i-1}{2i}} = \frac{2}{\pi} \lim_{n \rightarrow \infty} \prod_{i=1}^n \frac{4i^2}{4i^2 - 1}
 \end{aligned}$$

□

4.3 Korollar zur Sterlingformel

Beweis:

$$\begin{aligned} \text{Wallis} \Rightarrow \frac{\pi}{2} &= \lim_{n \rightarrow \infty} \prod_{i=1}^n \frac{4i^2}{4i^2 - 1} = \lim_{n \rightarrow \infty} \prod_{i=1}^n \frac{2i}{2i+1} \frac{2i}{2i-1} \\ &= \lim_{n \rightarrow \infty} \frac{1}{2n+1} \prod_{i=1}^n \left(\frac{2i}{2i-1} \right)^2 = \lim_{n \rightarrow \infty} \frac{1}{2n} \prod_{i=1}^n \left(\frac{2i}{2i-1} \right)^2 \end{aligned}$$

$$\begin{aligned} \Rightarrow \sqrt{\pi n} &\sim \prod_{i=1}^n \frac{2i}{2i-1} = \frac{\prod_{i=1}^n 2i}{\prod_{i=1}^n 2i-1} \\ &\quad \prod_{i=1}^n 2i = 2^n (n!) \\ \prod_{i=1}^n 2i-1 &= \frac{\prod_{i=1}^n i}{\prod_{i=1}^n 2i} = \frac{(2n)!}{2^n n!} \quad \square \end{aligned}$$

4.4 Sterling

$$n! \sim \sqrt{2\pi n} \left(\frac{n}{e}\right)^n$$

Beweis:

Definiere $a_n = \frac{\sqrt{n} \left(\frac{n}{e}\right)^n}{n!}$ und $b_n = a_n \cdot \exp\left(\frac{1}{12n}\right) \geq a_n$

$$\log a_n = \frac{1}{2} \cdot \log n - n + \log \frac{n^n}{n!} = \frac{1}{2} \cdot \log n - n + \sum_{i=1}^n \log \frac{n}{i}$$

$$\log b_n = \log a_n + \frac{1}{12n} = \frac{1}{2} \log n - n + \sum_{i=1}^n \log \frac{n}{i} + \frac{1}{12n}$$

$$\begin{aligned} \log a_{n+1} - \log a_n &= \frac{1}{2} \log(n+1) - (n+1) + \sum_{i=1}^{n+1} \log \frac{n+i}{i} \\ &\quad - \left(\frac{1}{2} \log n - n + \sum_{i=1}^n \log \frac{n}{i} \right) \\ &= \frac{1}{2} \log \frac{n+1}{n} - 1 + n \log \frac{n+1}{n} = \left(n + \frac{1}{2} \right) \log \frac{n+1}{n} - 1 \end{aligned}$$

$$\log b_{n+1} - \log b_n = \log a_{n+1} - \log a_n + \frac{1}{12n} - \frac{1}{12(n+1)} = \left(\frac{1}{2} + n \right) \log \frac{n+1}{n} - 1 - \frac{1}{12n(n+1)}$$

Hilfsfunktionen:

$$\begin{aligned}\phi(x) &= \frac{1}{2} \log \frac{1+x}{1-x} - x & \psi(x) &= \phi(x) - \frac{x^3}{3(1-x^2)} \\ \phi(0) &= 0 & \psi(0) &= 0\end{aligned}$$

$$\begin{aligned}\phi'(x) &= \frac{x^2}{1-x^2} \geq 0 \quad (0 \leq x < 1) & \psi'(x) &= -\frac{x^4}{6(1-x^2)^2} \leq 0 \quad (0 \leq x < 1) \\ \Rightarrow \phi(x) &\geq 0 \quad \text{für } 0 \leq x \leq 1 & \psi(x) &\leq 0 \quad \text{für } 0 \leq x \leq 1\end{aligned}$$

Einsetzen:

$$x = \frac{1}{2n+1}$$

Anmerkung:

$$\begin{aligned}\Rightarrow 0 &\leq \frac{1}{2} \log \frac{1+x}{1-x} - x \leq \frac{x^3}{3(1-x^2)} \\ 0 &\leq \frac{1}{2} \log \frac{1+\frac{1}{2n+1}}{1-\frac{1}{2n+1}} - \frac{1}{2n+1} \leq \frac{\left(\frac{1}{2n+1}\right)^3}{3\left(1-\left(\frac{1}{2n+1}\right)^2\right)} \\ &= \frac{1}{2} \log \frac{n+1}{n} - \frac{1}{2n+1} \leq \frac{1}{12n(n+1)(2n+1)} \\ \Rightarrow 0 &\leq \left(n + \frac{1}{2}\right) \log \frac{n+1}{n} - 1 \leq \frac{1}{12n(n+1)}\end{aligned}$$

Daraus folgt

$$\begin{aligned}\Rightarrow \log a_{n+1} &\geq \log a_n \\ \log b_{n+1} &\leq b_n \\ \Rightarrow a_{n+1} &\geq a_n \\ b_{n+1} &\leq b_n\end{aligned}$$

Also wissen wir:

$$\begin{aligned}a_n &\leq a_{n+1} \leq b_{n+1} \leq b_n \text{ und} \\ \lim_{n \rightarrow \infty} \frac{a_n}{b_n} &= \lim_{n \rightarrow \infty} \exp\left(-\frac{1}{12n}\right) = 1\end{aligned}$$

Also existiert:

$$\begin{aligned}x &= \lim_{n \rightarrow \infty} a_n \text{ und } c = \lim_{n \rightarrow \infty} b_n \\ \Rightarrow \lim_{n \rightarrow \infty} \frac{\sqrt{n} \left(\frac{n}{e}\right)^n}{n!} &= c > 0\end{aligned}$$

Gerade Werte einsetzen:

$$\begin{aligned}
 0 < c &= \lim_{n \rightarrow \infty} a_{2n} = \lim_{n \rightarrow \infty} \frac{\sqrt{2n} \left(\frac{2n}{e}\right)^{2n}}{(2n)!} = \sqrt{2} \lim_{n \rightarrow \infty} \underbrace{\frac{n!^2 2^{2n}}{(2n)! \sqrt{n}}}_{\rightarrow \sqrt{n}} \sqrt{n} \left(\underbrace{\sqrt{\pi} \left(\frac{n}{e}\right)^n}_{a_n} \right)^2 \\
 &= \sqrt{2\pi} \lim_{n \rightarrow \infty} a_n^2 = \sqrt{2\pi} \cdot c^2 \\
 \Rightarrow c &= \frac{1}{\sqrt{2\pi}}
 \end{aligned}$$

□

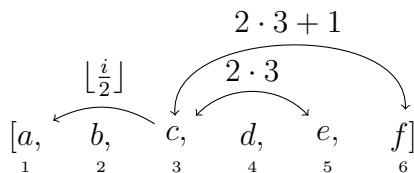
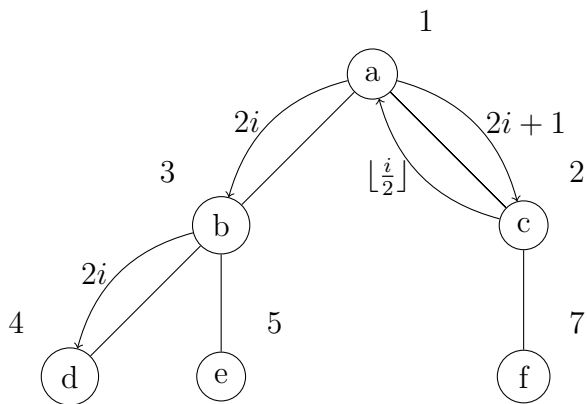
$$\begin{aligned}
 \log a_n &= \log \frac{\sqrt{n} \left(\frac{n}{e}\right)^n}{n!} = \log \sqrt{n} + \log \left(\left(\frac{n}{e}\right)^n \right) - \log(n!) \\
 &= \frac{1}{2} \log n + n \log \left(\frac{n}{e}\right) - \log \prod_{i=1}^n i \\
 &= \frac{1}{2} \log n + n(\log n - \underbrace{\log e}_1) - \sum_{i=1}^n \log i \\
 &= \frac{1}{2} \log n - n + \sum_{i=1}^n \log \frac{n}{i}
 \end{aligned}$$

4.5 Pascalsches Dreieck

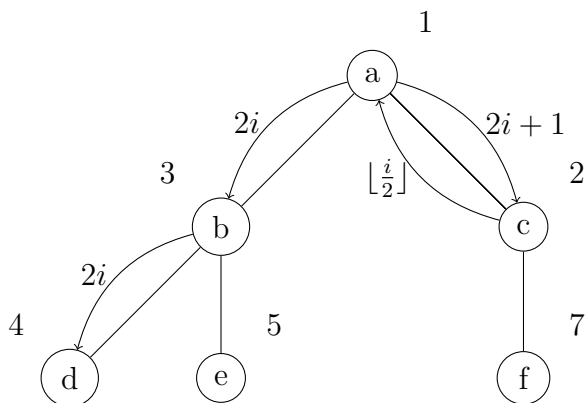
$$\begin{array}{ccccccc}
 & & & & 1 & & & & \\
 & & & & & & 1 & & \\
 & & & 1 & & & & 1 & \\
 & & & & 1 & & 2 & & 1 \\
 & & 1 & & & 3 & & 3 & & 1 \\
 & & & 1 & & & 4 & & 6 & & 4 & & 1
 \end{array}$$

5 Tafelanschrieb 26.04.2022

5.1 Heapsort



$$\log_2(n) = \frac{\log_e(n)}{\log_e(2)}$$



$$\sum_{h=0}^{\lfloor \log n \rfloor} \frac{n}{2^{h+1}} \cdot O(h) = O(n \cdot \underbrace{\sum_{h=0}^{\lfloor \log n \rfloor} \frac{h}{2^{h+1}}}_c) = O(n)$$

5.2 Weiteres

Es gibt an dieser Stelle keine weiteren Mitschriften zu dieser Vorlesung, da die Tafelanschriften nicht hilfreich sind zum nachlesen.

Unter dem folgenden Link ist der Heapsort Algorithmus nocheinmal erklärt, wie in den Vorlesungen, sowohl in der Baumdarstellung, als auch in der Array-Darstellung.

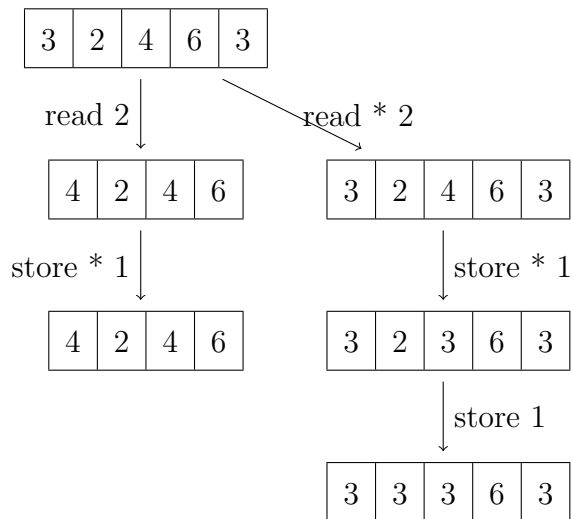
[wikiversity](#)

Oder auch in den Folien von DAP2 aus dem Jahr 2019, ist der Algorithmus deutlich erklärt:(Wenn man in den Kurs eingeschrieben ist)

[moodle-tudortmund](#)

6 Tafelanschrieb 28.04.2022

6.1 Die Registermaschine



6.1.1 Beispiel für jump

```

1 | store 2
2 | load k
3 | jzero 9
4 | add -1
5 | store 1
6 | load 2 (später read 2)
7 | add 1
8 | jump 3
9 | halt

```

2	0	0	0
---	---	---	---

Für k setzen wir mal 3 ein.

3	0	2	0
----------	---	---	---

Registermaschine	Zähler					
<table><tr><td>r_0</td><td>r_1</td><td>r_2</td><td>r_3</td><td>...</td></tr></table>	r_0	r_1	r_2	r_3	...	
r_0	r_1	r_2	r_3	...		
<table><tr><td>2</td><td>0</td><td>0</td><td>0</td><td>...</td></tr></table>	2	0	0	0	...	t = 0 (Programmstart)
2	0	0	0	...		
<table><tr><td>2</td><td>0</td><td>2</td><td>0</td><td>...</td></tr></table>	2	0	2	0	...	z = 1
2	0	2	0	...		
<table><tr><td>3</td><td>0</td><td>2</td><td>0</td><td>...</td></tr></table>	3	0	2	0	...	z = 2
3	0	2	0	...		
<table><tr><td>2</td><td>0</td><td>2</td><td>0</td><td>...</td></tr></table>	2	0	2	0	...	z = 3
2	0	2	0	...		
<table><tr><td>2</td><td>2</td><td>2</td><td>0</td><td>...</td></tr></table>	2	2	2	0	...	z = 4
2	2	2	0	...		
<table><tr><td>2</td><td>2</td><td>2</td><td>0</td><td>...</td></tr></table>	2	2	2	0	...	z = 5
2	2	2	0	...		
<table><tr><td>3</td><td>2</td><td>2</td><td>0</td><td>...</td></tr></table>	3	2	2	0	...	z = 6
3	2	2	0	...		
<table><tr><td>3</td><td>2</td><td>2</td><td>0</td><td>...</td></tr></table>	3	2	2	0	...	z = 7
3	2	2	0	...		
<table><tr><td>3</td><td>2</td><td>2</td><td>0</td><td>...</td></tr></table>	3	2	2	0	...	z = 8
3	2	2	0	...		
<table><tr><td>3</td><td>2</td><td>2</td><td>0</td><td>...</td></tr></table>	3	2	2	0	...	z = 3 \Rightarrow 4
3	2	2	0	...		
<table><tr><td>2</td><td>0</td><td>0</td><td>0</td><td>...</td></tr></table>	2	0	0	0	...	
2	0	0	0	...		

$$r_0 = r_0 + r_j$$

```

while r_j > 0
    r_0 = r_0 + 1
    r_j --

```

Die Laufzeit beträgt normal: $O(r_j)$

6.2 Effiziente Algorithmen

$$\begin{aligned}
 \mathcal{T}_M(e) &= \begin{cases} |e| & , \text{ wenn } e \text{ gerade} \\ c & , \text{ sonst} \end{cases} \\
 &= \mathcal{T}_M(n) = \max\{\mathcal{T}_M(e) \mid \log_2(2 + |e|) \leq n\} \\
 &= O(2^n) \\
 &= \max\{\mathcal{T}_M(2^k) \mid k \leq n\} \\
 &= \max\{\mathcal{T}_M(2^n), \mathcal{T}_M(2^{n-1})\} \\
 &= O(2^n)
 \end{aligned}$$

Länge n größte $e \mid |e| = 2^{n-1}$

\Rightarrow Maximum aller e mit $|e| \leq 2^n$

	mit Addition	ohne Addition	mit Multiplikation
$r_0 = r_0 + r_j$	$O(1)$	$O(r_j)$	
$r_0 = r_0 * r_j$	$O(r_j \cdot r_j)$		$O(1)$
n-mal $r_0 * r_0$	2^{2^n}		
$\begin{cases} \text{mult-Befehl:} & O(n) \\ \text{add } r_j & O(2^n) \rightarrow \text{exponentieller Unterschied zu mult-Befehl} \end{cases}$			

7 Tafelanschrieb 03.05.2022

7.1 Wiederholung

Registermaschine M : $\mathcal{T}_M(e)$ Laufzeit bei Eingabe e

$\mathcal{T}_M(n)$ worst case für alle e , mit $\log(|e| + 2) \leq n, \mathcal{T}_M(e)$

$$\begin{aligned} \mathcal{T}_M(e) &= |e| \\ \mathcal{T}_M(n) &= O(2^n) \end{aligned} \quad \overbrace{\mathcal{T}_M(12345) = 12345}^{\log_2(12345+2) \approx 16}$$

$\mathcal{T}_M(n)$ ist effizient genau dann wenn $\mathcal{T}_M(n) = O(n^l)$ mit l konstant

Funktion: $2 \rightarrow 2$ effizient berechenbar gdw. $\exists M$, M ist effizient

7.2 Countingsort

Array A :

Index	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10
Element A	a	b	a	c	d	f	c	b	e	d
Schlüssel	1	1	2	1	5	3	4	2	5	1

Schlüssel:

Index:	1	2	3	4	5
δ	1	2	3	4	5

C

Index	1	2	3	4	5
C_i	4	2	1	1	2

C'

Index	1	2	3	4	5
C'_i	4	6	7	8	10

Ablauf des Algorithmus: C' verändert:

Reihenfolge der Abarbeitung als Exponent:

Index	1	2	3	4	5
C'_i	4 ¹	6 ³	7 ⁵	8 ⁴	10 ²
	3 ⁷	5 ⁸	6	7	9 ⁶
	2 ⁹	4			8
	1				

B

B =	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10
	a	b	c	d	a	b	f	c	d	e

7.3 Radixsort

$\mathcal{S} = [1, \dots, 5]$, $d = 4$, $|\mathcal{S}| = \mathcal{S}^4 = 625$

	A_i			
Index i				
1	1	2	3	4
2	2	3	1	2
3	5	1	4	1
4	2	3	1	3
5	3	4	2	4
i	σ_1	σ_2	σ_3	σ_4

Sortieren nach erster Stelle

	A_i			
Index i				↓
1	5	1	4	1
2	2	3	1	2
3	2	3	1	3
4	1	2	3	4
5	3	4	2	4
i	σ_1	σ_2	σ_3	σ_4

Sortieren weiter mit zweiter Stelle

	A_i			
Index i			↓	
1	2	3	1	2
2	2	3	1	3
3	3	4	2	4
4	1	2	3	4
5	5	1	4	1
i	σ_1	σ_2	σ_3	σ_4

Sortieren weiter mit dritter Stelle

	A_i			
Index i		↓		
1	5	1	4	1
2	1	2	3	4
3	2	3	1	2
4	2	3	1	3
5	3	4	2	4
i	σ_1	σ_2	σ_3	σ_4

Sortieren weiter mit vierter Stelle

	A_i			
Index i	↓			
1	1	2	3	4
2	2	3	1	2
3	2	3	1	3
4	3	4	2	4
5	5	1	4	1
i	σ_1	σ_2	σ_3	σ_4

7.4 Das Auswahlproblem

7.4.1 Select-Algorithmus Vorgetanzt :D

$$l = 11$$

15	13	12	1	3	6	2	7	11	8	4	9	5	10	14
$m_1 = 12$					$m_2 = 7$					$m_3 = 9$				

$$m = 9$$

$K = (1, 3, 6, 2, 7, 8, 4, 5)$
 $n' = 8$

$M = (9)$
 $n'' = 1$

$G = (\underbrace{15, 13, 12, 11, 10}_{m_1=12, m_2=14, l=11-9=2} | 14)$
 $n''' = 6$

Wir betrachten weiter G

$K = (\underbrace{11, 10}_{m=10})$
 $n' = 2$

$M = (12)$
 $n'' = 1$

$G = (15, 13, 14)$
 $n''' = 3$

Wir betrachten weiter k .

$K = ()$
 $M = (10)$
 $G = (11)$

8 Tafelanschrieb 05.05.2022

8.1 Select Beweis

$$T(n) = \begin{cases} O(1) & , \text{ wenn } n = 1 \\ O(n) + T(\lfloor \frac{n}{5} \rfloor + 1) + \max\{T(|K|), T(|G|)\} & , \text{ sonst} \end{cases}$$

$$\leq \begin{cases} O(1) & , \text{ wenn } n = 1 \\ c' \cdot n + T(\lfloor \frac{n}{5} \rfloor + 1) + T(\frac{7n}{10} + \frac{7}{2}) & , \text{ sonst} \end{cases}$$

$$m_i < m \Rightarrow \text{Alle Elemente aus } T_i < m$$

$$m_i > m \Rightarrow \leq 2 \text{ Elemente } < m$$

$$n' \leq 5N' + 2N'''$$

$$n''' \leq 2N' + 5N'''$$

$$N' \leq \frac{N}{2} \leq \frac{1}{2}(\lfloor \frac{n}{5} \rfloor + 1)$$

$$N''' \leq \frac{N}{2} \leq \frac{1}{2}(\lfloor \frac{n}{5} \rfloor + 1)$$

$$n' \leq 7(\frac{1}{2}(\lfloor \frac{n}{5} \rfloor + 1)) = \frac{7n}{10} + \frac{7}{2}$$

$$n''' \leq 7(\frac{1}{2}(\lfloor \frac{n}{5} \rfloor + 1)) \leq \frac{7n}{10} + \frac{7}{2}$$

z.Z:

$$T(n) = O(n)$$

$$T(n) = O(n)$$

$$T(n) = \begin{cases} T(\frac{7n}{10} + \frac{7}{2}) + T(\lfloor \frac{n}{5} \rfloor + 1) + c'n \\ O(1) \end{cases} \leq c \cdot (n + 1)$$

$$n_0, c, T(n) \leq c(n + 1), \forall n \geq n_0, n_0 = 90, c = 20c'$$

Induktionsanfang: $T(n_0) \leq c \cdot n_0$

Induktionsvoraussetzung: $T(n') \leq cn, \forall n' \leq n$

Induktionsschritt: Zeige $T(n) \leq cn$

$$T(n) \leq T(\frac{7n}{10} + \frac{7}{2}) + T(\lfloor \frac{n}{5} \rfloor + 1) + c'n$$

$$\begin{aligned}
&\leq c\left(\frac{7n}{10} + \frac{7}{2}\right) + c \cdot \left(\lfloor \frac{n}{5} \rfloor + 1\right) + c'n \\
&\leq c \cdot \left(\frac{7n}{10} + \frac{7}{2} + \lfloor \frac{n}{5} \rfloor + 1\right) + c'n \\
&\leq c \cdot \left(\frac{9n}{10} + \frac{9}{2}\right) + c'n = \frac{9nc}{10} + \frac{9}{2}c + c'n \\
&= cn + \underbrace{\left(-\frac{1}{10}cn + \frac{9c}{2} + c'n\right)}_{\leq 0!} \stackrel{!}{\leq} cn
\end{aligned}$$

$$\underbrace{-\frac{1}{10}cn + \frac{9c}{2}}_{\text{Konstante}} + c'n \leq 0 \quad \Leftrightarrow$$

$$c'n \leq \frac{cn}{10} - \frac{9c}{2} = n\left(\frac{c}{10} - \frac{9c}{2n}\right) \quad \Leftrightarrow$$

$$c' \leq \frac{c}{10} - \frac{9c}{2n} = c\left(\frac{1}{10} - \frac{9}{2n}\right) = c \cdot \left(\frac{n-45}{10n}\right) \quad \Leftrightarrow$$

$$\underbrace{c'}_{\text{Konstante}} \cdot \left(\frac{10n}{n-45}\right) \leq c \quad \Leftrightarrow$$

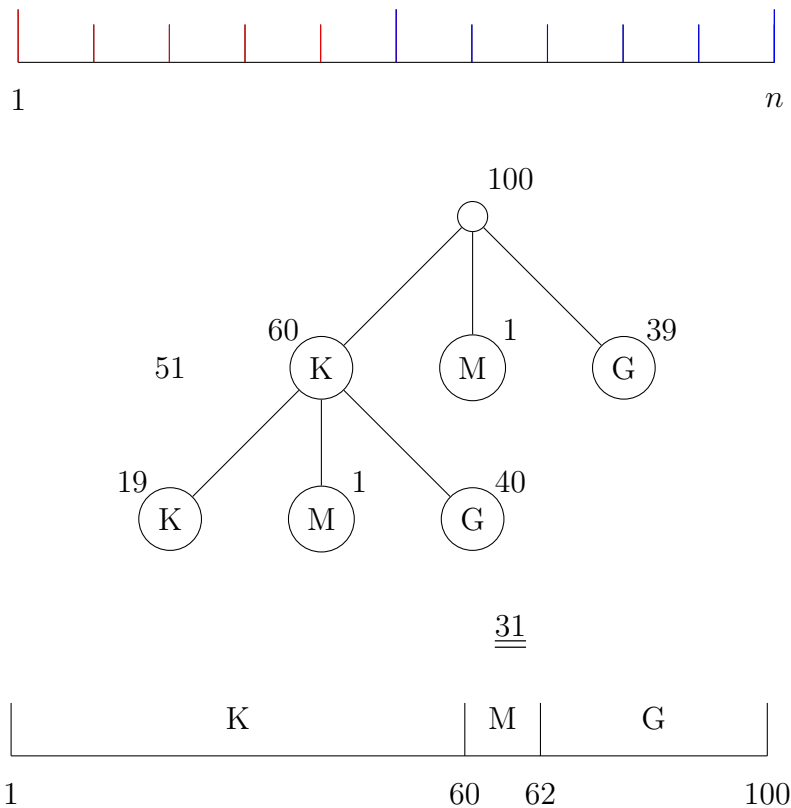
$$10c' \left(\frac{n}{n-45}\right) \leq c \quad \Leftrightarrow$$

$$10c' \underbrace{\left(\frac{45}{n-4} + 1\right)}_{\text{mit } n_0 \leq 90, \leq 1} \leq c \quad \Leftrightarrow$$

$$20c' \leq c \Rightarrow c = 20c' \quad \square$$

9 Tafelanschrift 10.05.2022

9.1 Wiederholung Auswahlproblem

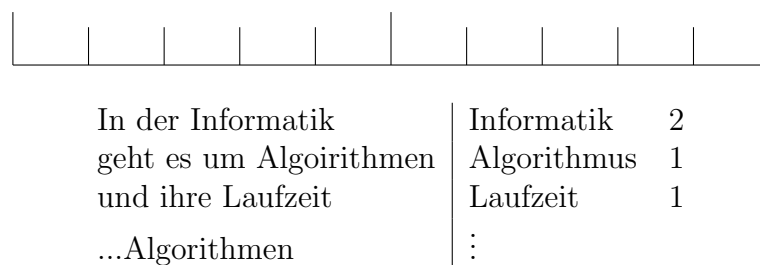


9.2 Coding Session

Hier habe ich nicht mitgeschrieben, da der Code später im Git-Repo des Professors hochgeladen wird.

9.3 Hashing

Array:



$$f : \text{Wörter} \rightarrow \{1, \dots, m\}$$

m „möglichst klein“

$$f(\text{Apfel}) = f(\text{Banane}) = 17$$

16 → ...

17 → Apfel|3 → Banane|1

18 → ...

⋮

10 Tafelanschrieb 12.05.2022

10.1 Vortrag über Versionskontrollsysteme

Git ist toll :D

Verwende es und lerne es du wirst es zu 100% in der Zukunft verwenden ;-)

10.2 Euclid

561 multiplikatives Inverses *mod* 790

- Suche r sodass $561 \cdot r = 1 \pmod{790}$

\Rightarrow Suche $n, s \in \mathbb{N} : 561 \cdot r + 790 \cdot s = 1$

$$790 = 1 \cdot 561 + 229$$

$$561 = 2 \cdot 229 + 103$$

$$229 = 2 \cdot 103 + 23$$

$$103 = 4 \cdot 23 + 11$$

$$23 = 2 \cdot 11 + \underbrace{\textcircled{1}}_{GGT(790,561)}$$

$$\begin{aligned} 1 &= 23 - 2 \cdot 11 \\ &= 23 - 2 \cdot (103 - 4 \cdot 23) = -2 \cdot 103 + 9 \cdot 23 \\ &= -2 \cdot 103 + 9 \cdot (229 - 2 \cdot 103) = -20 \cdot 103 + 9 \cdot 229 \\ &= -20 \cdot (561 - 2 \cdot 229) + 9 \cdot 229 = 49 \cdot 229 - 20 \cdot 561 \\ &= 49 \cdot (790 - 1 \cdot 561) - 20 \cdot 561 = 49 \cdot 790 - 69 \cdot 561 \\ &= 49 \cdot 790 + \underline{\underline{(-69) \cdot 561}} \end{aligned}$$

$$r = -69 \pmod{790}$$

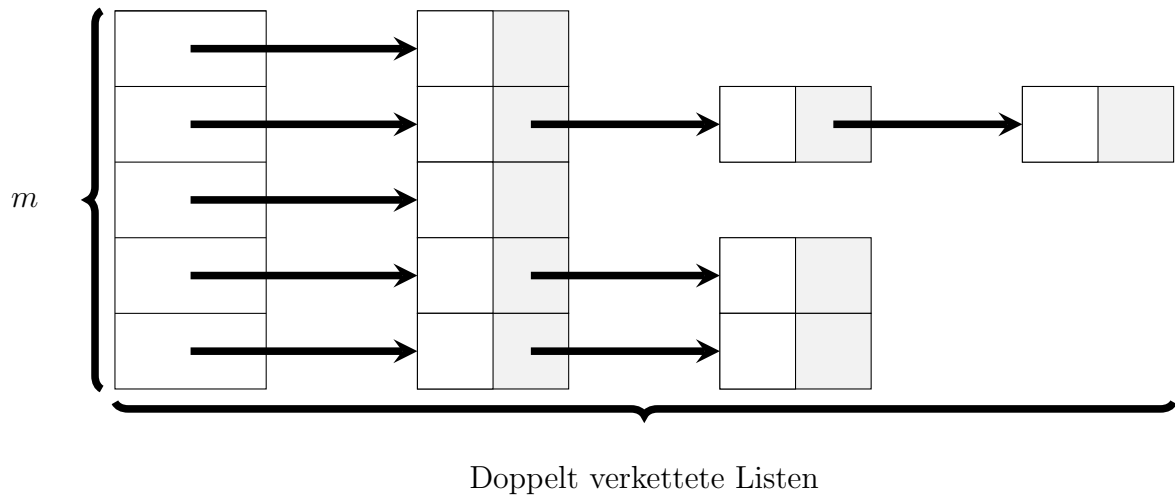
$$\begin{aligned} r &= -69 + 790 \pmod{790} \\ &= 7 \cdot 21 \pmod{790} \end{aligned}$$

r und z werden Bezout-Multiplikatoren genannt.

11 Tafelanschrieb 17.05.2022

11.1 Hashing

Hashtabelle (Array)



m beschreibt die Länge des Arrays, n beschreibt die Länge einer Liste im Feld des Arrays

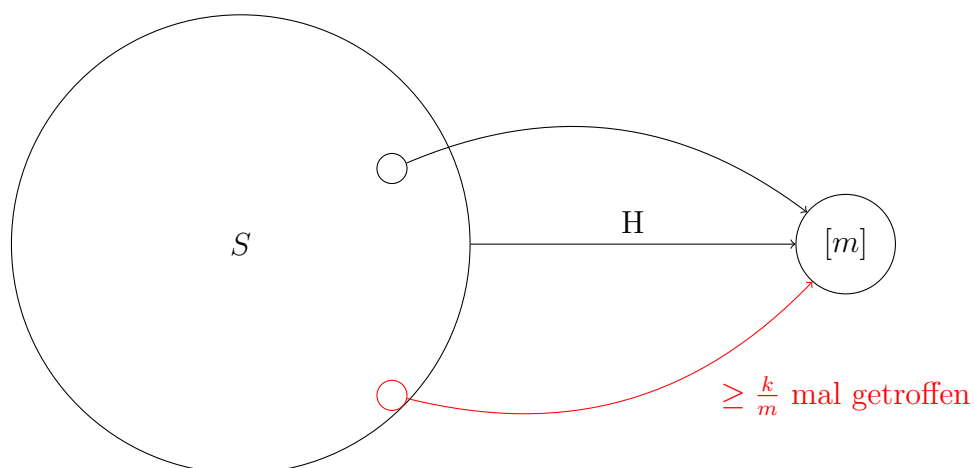
$$H : S \rightarrow [m] = \{1, \dots, m\}$$

$$S : \text{Schlüssel } s_1, \dots, s_k \quad \boxed{O.b.d.A. S \subseteq \mathbb{N}_0}$$

$$k \gg m$$

$$n = \# \text{gespeicherte Einträge}$$

Die Einträge der Listen $\approx \frac{n}{m}$ mit $m \geq n$



H "rein-zufällig,?"

$$\frac{1}{l} |\{i \in [l] : H_i(s) = H_i(s')\}| \leq \frac{1}{m}$$

Ziel: l möglichst klein

$$l = p(p-1)$$

Beweis:

$$X(s, s') = \overbrace{1}^{\text{„komische Eins.,“}} \{H(s) = H(s')\} = \begin{cases} 1 & , \text{ falls } H(s) = H(s') \\ 0 & , \text{ sonst} \end{cases}$$

Nach Definition gilt: $E[X(s, s')] \leq \frac{1}{m}$

Angenommen es werden Einträge mit Schlüsseln $\sigma_1, \dots, \sigma_n \in S$ gespeichert. Fixiere einen Schlüssel s und definiere:

$$Y(s) = \sum_{i=1}^n X(s, \sigma_i) \quad \text{„\# Kollisionen mit } s\text{“}$$

Dann gilt:

Annahme: $\sigma_1, \dots, \sigma_n$ alle verschieden!

$$\begin{aligned} E(Y(s)) &= E\left[\sum_{i=1}^n X(s, \sigma_i)\right] = \sum_{i=1}^n E[X(s, \sigma_i)] = \sum_{i=1}^n [1\{s = \sigma_i\} + 1\{s \neq \sigma_i\}E(X(s, \sigma_i))] \\ &\leq 1 + \frac{n}{m} \end{aligned} \quad \square$$

Beweis: Definiere:

$$V = \{(s, s') \in \{0, \dots, p-1\} : s \neq s'\} \text{ „Paare verschiedener Schlüssel“}$$

Betrachte die Abbildung:

$$\begin{aligned} f_{s,s'} : \{1, \dots, p-1\} \times \{0, 1, \dots, p-1\} &\rightarrow V \\ (a, b) &\mapsto (as + b \mod p, as' + b \mod p) \end{aligned}$$

für $(s, s') \in V$

Behauptung: $f_{s,s'}$ ist bijektiv.

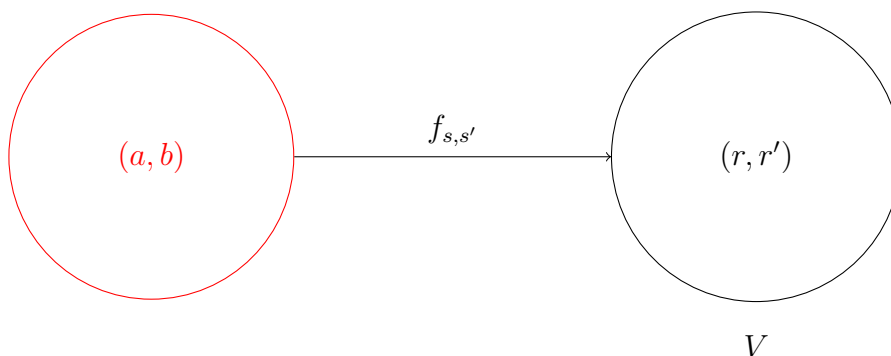
Denn: Weil $\text{ggT}(a, p) = 1$ gibt es $u, v \in \mathbb{Z}$ mit $au + pv = 1$ also $au \mod p = 1$

möglicher Paare $(a, b) = p(p-1)$, $|V| = p(p-1)$ Korrigiertes Denn:

Denn: Weil $0 \leq s, s' < p$ und $s \neq s'$ gilt $\text{ggT}(s - s', p) = 1$

Also gibt es $u, v \in \mathbb{Z}$ mit $u(s - s') + vp = 1$

Also $u(s - s') \mod p = 1$



Also: es genügt zu zeigen, dass $f_{s,s'}$ surjektiv ist

Also müssen wir zeigen: zu jedem Paar $(r, r') \in V$ gibt es a, b mit

$$\begin{aligned} f_{s,s'}(a, b) &= (r, r') & \text{d.h.:} \\ as + b &\mod p = r \\ as' + b &\mod p = r' \end{aligned}$$

Hilfsüberlegung: Lösen über \mathbb{Q}

$$\begin{aligned} (I) \quad as + b &= r \\ (II) \quad as' + b &= r' \\ (I) + (II) \quad a(s - s') &= r - r' \\ \Rightarrow a = \frac{r - r'}{s - s'} & \quad b = r - as' \end{aligned}$$

Zurück zu $\mod p$:

Definiere:

$$\begin{aligned} a &= u(r - r') \mod p \\ b &= r - as \mod p \end{aligned}$$

$$as + b \mod p = r. \checkmark$$

$$\begin{aligned} as' + b \mod p &= u(r - r')s' + r - as \mod p \\ &= u(r - r')(s' - s) + r \mod p \\ &\quad \underbrace{=}_{=-r(r-r')+r \mod p=r'} -u(s - s')(r - r') \mod p \end{aligned}$$

12 Tafelanschrieb 19.05.2022

12.1 Vortrag „Dinge finden auf Linux“

Hier wurde von Jonas Zohren (FOSS-AG) ein kurzer Vortrag über Linux gehalten.

12.2 Hashing

Beweis: $V = \{(s, s') \mid 0 \leq s, s' < p, s \neq s'\}$

$$f_{s,s'} : (a, b) \mapsto (a \cdot s + b, a \cdot s' + b) \\ (s, s') \in V; \{1, \dots, p-1\} \times \{0, \dots, q-1\} \rightarrow V$$

Teil 1
ist bijektiv

Teil 2:

$$U = \{(r, r') \in V : r \bmod m = r' \bmod m\}$$

Dann gilt: $|U| \leq \frac{|V|}{m}$

Denn: fixiere r : Dann produzieren die folgenden Werte den selben Rest $\bmod m$

$$r \bmod m, m + (r \bmod m), 2m + (r \bmod m), \dots, l \cdot m + (r \bmod m) \\ \text{Insgesamt} \leq \frac{p}{m}, \text{wobei } l = \lfloor \frac{p}{m} \rfloor$$

$$p\left(\frac{p}{m} - 1\right) \leq \frac{|V|}{m} \text{ weil } |V| = p(p-1)$$

Aus Teil 1 und 2 folgt der Satz !

□

12.3 Graphen

Keine Anschriften zu diesem Thema. Alle Informationen sind auf den Folien vom 19. Mai 2022.

13 Tafelanschrieb 24.05.2022

Diese Vorlesung hat nicht wie gewohnt im Hörsaal stattgefunden. Stattdessen gibt es ein Vorlesungsvideo unter dem folgenden [Vorlesung 24.05.2022](#).

14 Tafelanschrieb 31.05.2022

Diese Vorlesung hat nicht wie gewohnt im Hörsaal stattgefunden. Stattdessen gibt es ein Vorlesungsvideo unter dem folgenden [Vorlesung 31.05.2022](#).

15 Tafelanschrieb 07.06.2022

Diese Vorlesung hat nicht wie gewohnt im Hörsaal stattgefunden. Stattdessen gibt es ein Vorlesungsvideo unter dem folgenden [Vorlesung 07.06.2022](#).

16 Tafelanschrieb 09.06.2022

Diese Vorlesung hat nicht wie gewohnt im Hörsaal stattgefunden. Stattdessen gibt es ein Vorlesungsvideo unter dem folgenden [Vorlesung 09.06.2022](#).