



Felix Friedrich

Datenstrukturen und Algorithmen

Vorlesung am D-Math (CSE) der ETH Zürich

Frühjahr 2021

1. Einführung

Überblick, Algorithmen und Datenstrukturen, Korrektheit, erstes Beispiel

Ziele des Kurses

- Verständnis des Entwurfs und der Analyse grundlegender Algorithmen und Datenstrukturen.
- Vertiefter Einblick in ein modernes Programmiermodell (mit C++).
- Wissen um Chancen, Probleme und Grenzen des parallelen und nebenläufigen Programmierens.

Inhalte der Vorlesung

Datenstrukturen / Algorithmen

Begriff der Invariante, Kostenmodell, Landau Symbole Minimale Spannbäume, Fibonacci Heaps
Algorithmenentwurf, Induktion Kürzeste Wege, Minimaler Spannbaum Maximaler Fluss
Suchen und Auswahl, Sortieren Fundamentale Algorithmen auf Graphen
Amortisierte Analyse Wörterbücher: Hashing und Suchbäume, AVL
Dynamic Programming

Programmieren mit C++

RAII, Move Konstruktion, Smart Pointers, Promises and Futures
Templates und Generische Programmierung Threads, Mutexs and Monitors
Exceptions Funktoren und Lambdas

Parallel Programming

Parallelität vs. Concurrency, Speedup (Amdahl/Gustavson), Races, Memory Reordering, Atomic Registers, RMW (CAS,TAS), Deadlock/Starvation

1.2 Algorithmen

[Cormen et al, Kap. 1; Ottman/Widmayer, Kap. 1.1]

Algorithmus

Algorithmus

Wohldefinierte Berechnungsvorschrift, welche aus Eingabedaten (input) Ausgabedaten (output) berechnet.

Beispielproblem: Sortieren

Input: Eine Folge von n Zahlen (vergleichbaren Objekten) (a_1, a_2, \dots, a_n)

Output: Eine Permutation $(a'_1, a'_2, \dots, a'_n)$ der Folge $(a_i)_{1 \leq i \leq n}$, so dass

$$a'_1 \leq a'_2 \leq \dots \leq a'_n$$

Mögliche Eingaben

$(1, 7, 3), (15, 13, 12, -0.5), (999, 998, 997, 996, \dots, 2, 1), (1), () \dots$

Jedes Beispiel erzeugt eine Probleminstance.

Die Performanz (Geschwindigkeit) des Algorithmus hängt üblicherweise ab von der Probleminstance. Es gibt oft „gute“ und „schlechte“ Instanzen.

Daher betrachten wir Algorithmen manchmal „im Durchschnitt“ und meist „im schlechtesten Fall“.

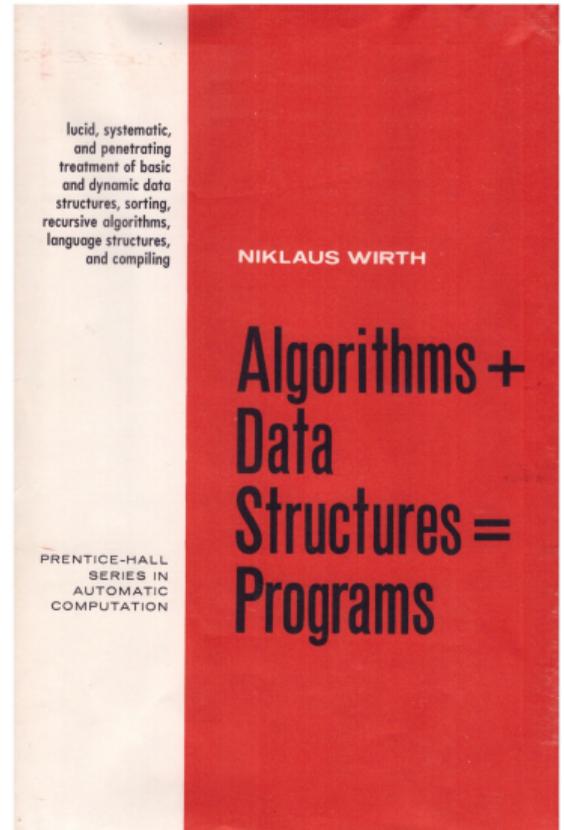
Mögliche Lösung

Wie oft werden die Zeilen jeweils ausgeführt?

```
void sort(std::vector<int> a){
    std::size n = a.size()
    for (std::size i = 0; i<n ; ++i)
        for (std::size j = i+1; j<n; ++j)
            if (a[j] < a[i])
                std::swap(a[i],a[j])
}
```

Datenstrukturen

- Eine Datenstruktur organisiert Daten so in einem Computer, dass man sie (in den darauf operierenden Algorithmen) effizient nutzen kann.
- Programme = Algorithmen + Datenstrukturen.



Beispiele für Probleme in der Algorithmik

- **Tabellen und Statistiken:** Suchen, Auswählen und Sortieren
- **Routenplanung:** Kürzeste Wege Algorithmus, Heap Datenstruktur
- **DNA Matching:** Dynamic Programming
- **Auswertungsreihenfolge:** Topologische Sortierung
- **Autovervollständigung:** Wörterbücher/Bäume
- **Schnelles Nachschlagen :** Hash-Tabellen
- **Der Handlungsreisende:** Dynamische Programmierung, Minimal aufspannender Baum, Simulated Annealing,

Charakteristik

- Extrem grosse Anzahl potentieller Lösungen
- Praktische Anwendung

Typische Design-Schritte

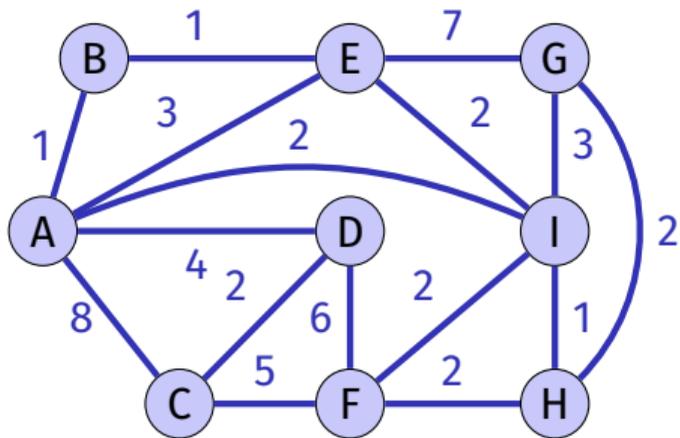
1. **Spezifikation des Problems:** Finde beste Route (kürzeste Zeit) von A nach B
2. **Abstraktion:** Graph aus Knoten, Kanten und Kantengewichten
3. **Idee** (Heureka!): Dijkstra
4. **Datenstrukturen und Algorithmen:** z.B. Min-Heap, Adjazenzmatrix / Adjazenzliste, Hash-Tabelle ...
5. **Laufzeitanalyse:** $\mathcal{O}((n + m) \cdot \log n)$
6. **Implementation:** Wahl der Repräsentation (z.B. Adjazenzmatrix/ Adjazenzliste/ Objekte)



Schwieriges Problem: Der Handlungsreisende

Gegeben: Graph (Landkarte) aus Knoten (Städte) und gewichteten Kanten (Wege mit Weglänge)

Gesucht: Rundweg durch alle Städte, wobei jede Stadt genau einmal besucht wird (Hamilton-Kreis) mit kürzester Weglänge.



Der beste bekannte Algorithmus hat eine Laufzeit die mit der Anzahl der Knoten (Städte) exponentiell ansteigt.

Schon das Finden eines Hamilton-Kreises ist im allgemeinen Fall ein schwieriges Problem. Das Problem, einen Eulerkreis zu finden, nämlich einen Kreis, der jede *Kante* einmal besucht, ist hingegen ein Problem, welches in polynomieller Laufzeit gelöst werden kann.

Schwierige Probleme

- NP-vollständige Probleme: Keine bekannte effiziente Lösung (Existenz einer effizienten Lösung ist zwar sehr unwahrscheinlich – es ist aber unbewiesen, dass es keine gibt!)
- Beispiel: Travelling Salesman Problem

In diesem Kurs beschäftigen wir uns *hauptsächlich* mit Problemen, die effizient (in Polynomialzeit) lösbar sind.

Effizienz

- Wären Rechner unendlich schnell und hätten unendlich viel Speicher ...
- ... dann bräuchten wir die Theorie der Algorithmen (nur) für Aussagen über Korrektheit (incl. Terminierung).

Realität: Ressourcen sind beschränkt und nicht umsonst:

- Rechenzeit \rightarrow Effizienz
- Speicherplatz \rightarrow Effizienz

Eigentlich geht es in diesem Kurs nur um Effizienz.

2. Effizienz von Algorithmen

Effizienz von Algorithmen, Random Access Machine Modell,
Funktionenwachstum, Asymptotik [Cormen et al, Kap. 2.2,3,4.2-4.4 |
Ottman/Widmayer, Kap. 1.1]

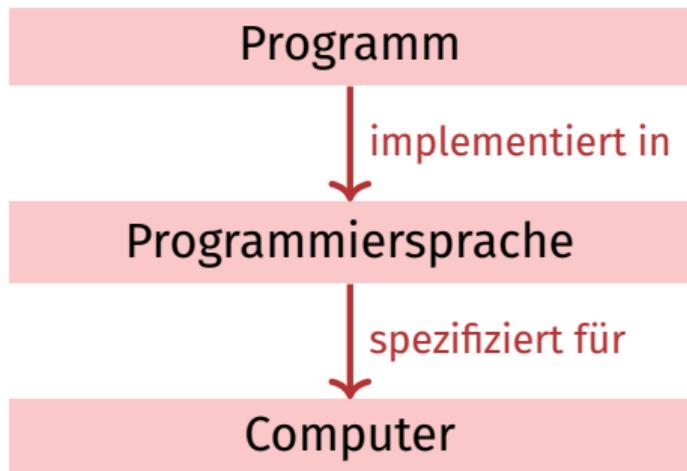
Effizienz von Algorithmen

Ziele

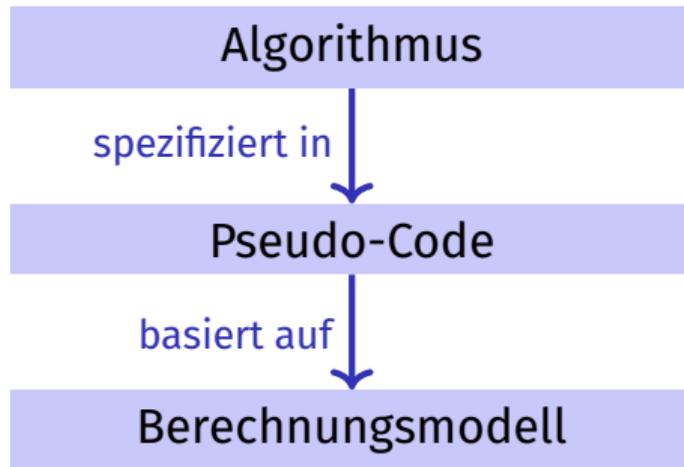
- Laufzeitverhalten eines Algorithmus maschinenunabhängig quantifizieren.
- Effizienz von Algorithmen vergleichen.
- Abhängigkeit von der Eingabegrösse verstehen.

Programme und Algorithmen

Technologie



Abstraktion



Technologiemodell

Random Access Machine (RAM) Model

- Ausführungsmodell: Instruktionen werden der Reihe nach (auf einem Prozessorkern) ausgeführt.
- Speichermodell: Konstante Zugriffszeit (grosses Array)
- Elementare Operationen: Rechenoperation (+, -, ·, ...) , Vergleichsoperationen, Zuweisung / Kopieroperation auf Maschinenworten (Registern), Flusskontrolle (Sprünge)
- Einheitskostenmodell: elementare Operation hat Kosten 1.
- Datentypen: Fundamentaltypen wie grössenbeschränkte Ganzzahl oder Fließkommazahl.

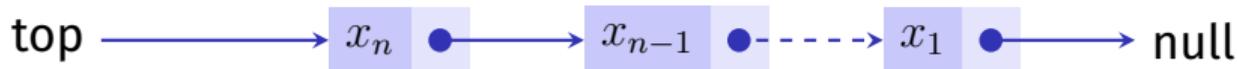
Grösse der Eingabedaten

- Typisch: Anzahl Eingabeobjekte (von fundamentalem Typ).
- Oftmals: Anzahl Bits für eine *vernünftige / kostengünstige* Repräsentation der Daten.
- Annahme: fundamentale Typen passen in Maschinenwort (*word*) mit Grösse : $w \geq \log(\text{sizeof(mem)})$ Bits.

Für dynamische Datenstrukturen

Pointer Machine Modell

- Objekte beschränkter Grösse können dynamisch erzeugt werden in konstanter Zeit 1.
- Auf Felder (mit Wortgrösse) der Objekte kann in konstanter Zeit 1 zugegriffen werden.



Asymptotisches Verhalten

Genauere Laufzeit eines Algorithmus lässt sich selbst für kleine Eingabedaten kaum voraussagen.

- Betrachten das asymptotische Verhalten eines Algorithmus.
- Ignorieren alle konstanten Faktoren.

Eine Operation mit Kosten 20 ist genauso gut wie eine mit Kosten 1.
Lineares Wachstum mit Steigung 5 ist genauso gut wie lineares Wachstum mit Steigung 1.

Algorithmen, Programme und Laufzeit

Programm: Konkrete Implementation eines Algorithmus.

Laufzeit des Programmes: messbarer Wert auf einer konkreten Maschine.
Kann sowohl nach oben, wie auch nach unten abgeschätzt werden.

Example 1

Rechner mit 3 GHz. Maximale Anzahl Operationen pro Taktzyklus (z.B. 8). \Rightarrow untere Schranke.

Einzelne Operation dauert mit Sicherheit nie länger als ein Tag \Rightarrow obere Schranke.

Hinsichtlich des *asymptotischen Verhaltens* des Programmes spielen die Schranken keine Rolle.

2.2 Funktionenwachstum

\mathcal{O} , Θ , Ω [Cormen et al, Kap. 3; Ottman/Widmayer, Kap. 1.1]

Oberflächlich

Verwende die asymptotische Notation zur Kennzeichnung der Laufzeit von Algorithmen

Wir schreiben $\Theta(n^2)$ und meinen, dass der Algorithmus sich für grosse n wie n^2 verhält: verdoppelt sich die Problemgrösse, so vervierfacht sich die Laufzeit.

Genauer: Asymptotische obere Schranke

Gegeben: Funktion $g : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{R}$.

Definition:¹

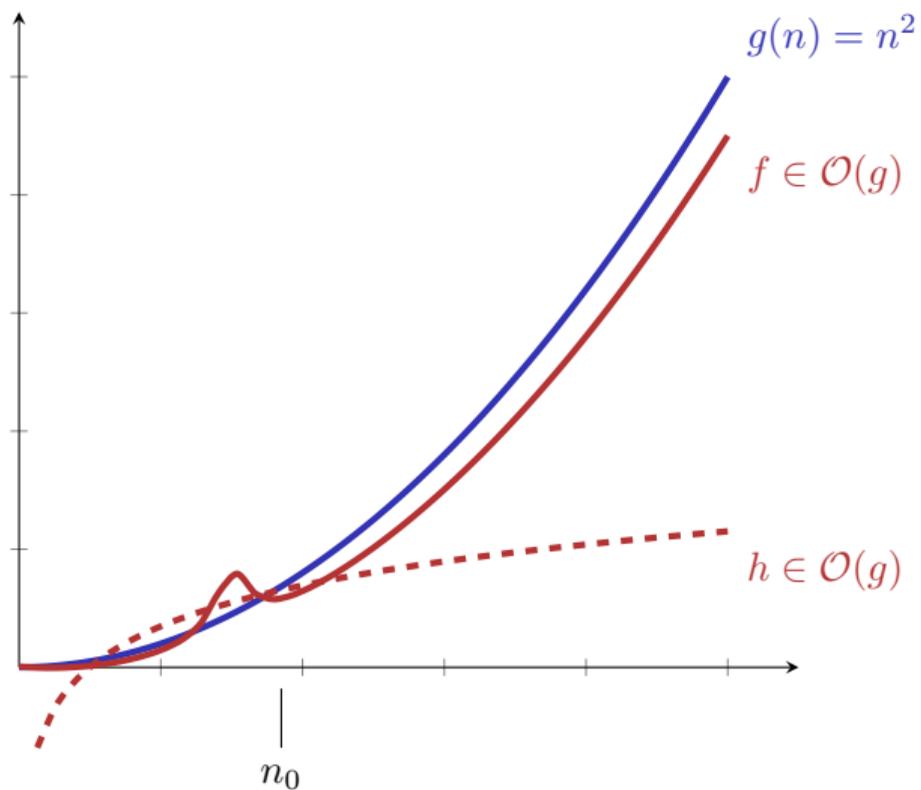
$$\begin{aligned} \mathcal{O}(g) = \{ & f : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{R} \mid \\ & \exists c > 0, \exists n_0 \in \mathbb{N} : \\ & \forall n \geq n_0 : 0 \leq f(n) \leq c \cdot g(n) \} \end{aligned}$$

Schreibweise:

$$\mathcal{O}(g(n)) := \mathcal{O}(g(\cdot)) = \mathcal{O}(g).$$

¹Ausgesprochen: Menge aller reellwertiger Funktionen $f : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{R}$ für die gilt: es gibt ein (reellwertiges) $c > 0$ und ein $n_0 \in \mathbb{N}$ so dass $0 \leq f(n) \leq c \cdot g(n)$ für alle $n \geq n_0$.

Anschaung



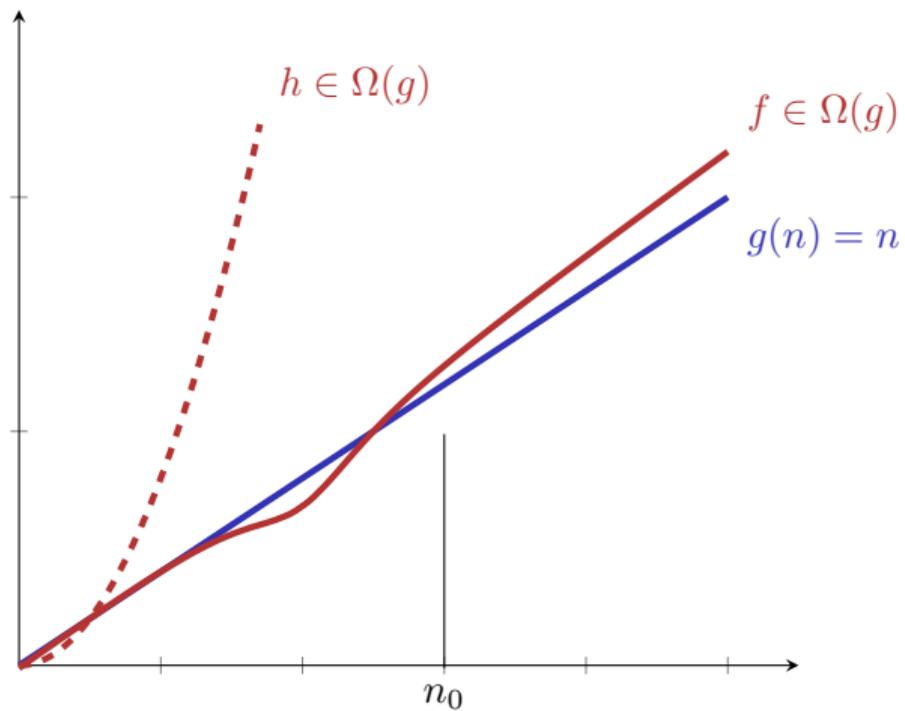
Umkehrung: Asymptotische untere Schranke

Gegeben: Funktion $g : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{R}$.

Definition:

$$\begin{aligned}\Omega(g) = \{f : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{R} \mid \\ \exists c > 0, \exists n_0 \in \mathbb{N} : \\ \forall n \geq n_0 : 0 \leq c \cdot g(n) \leq f(n)\}\end{aligned}$$

Beispiel



Asymptotisch scharfe Schranke

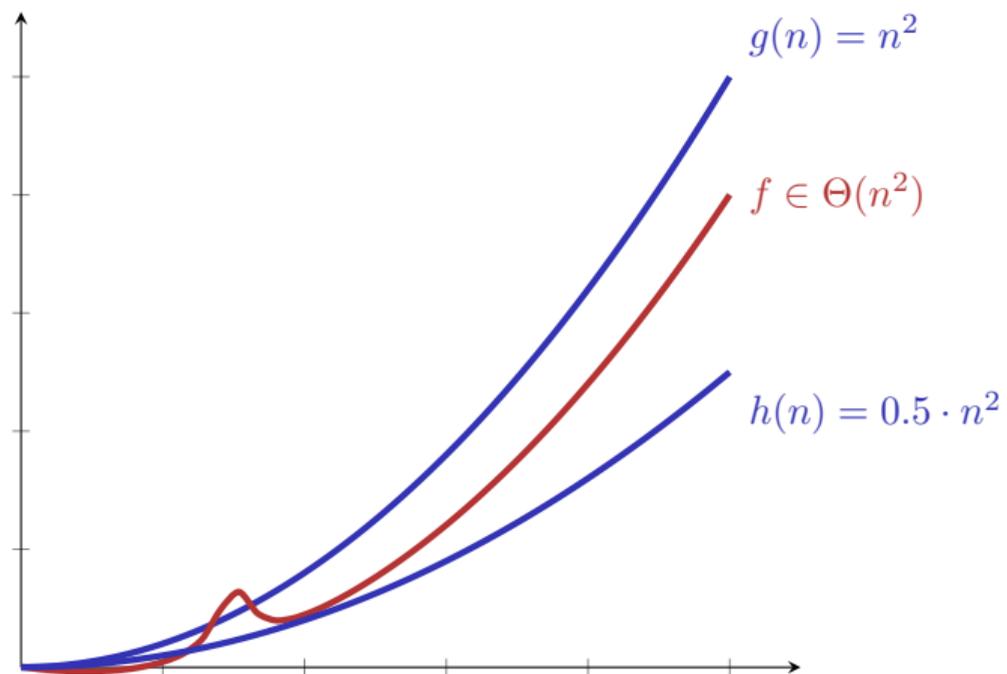
Gegeben Funktion $g : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{R}$.

Definition:

$$\Theta(g) := \Omega(g) \cap \mathcal{O}(g).$$

Einfache, geschlossene Form: Übung.

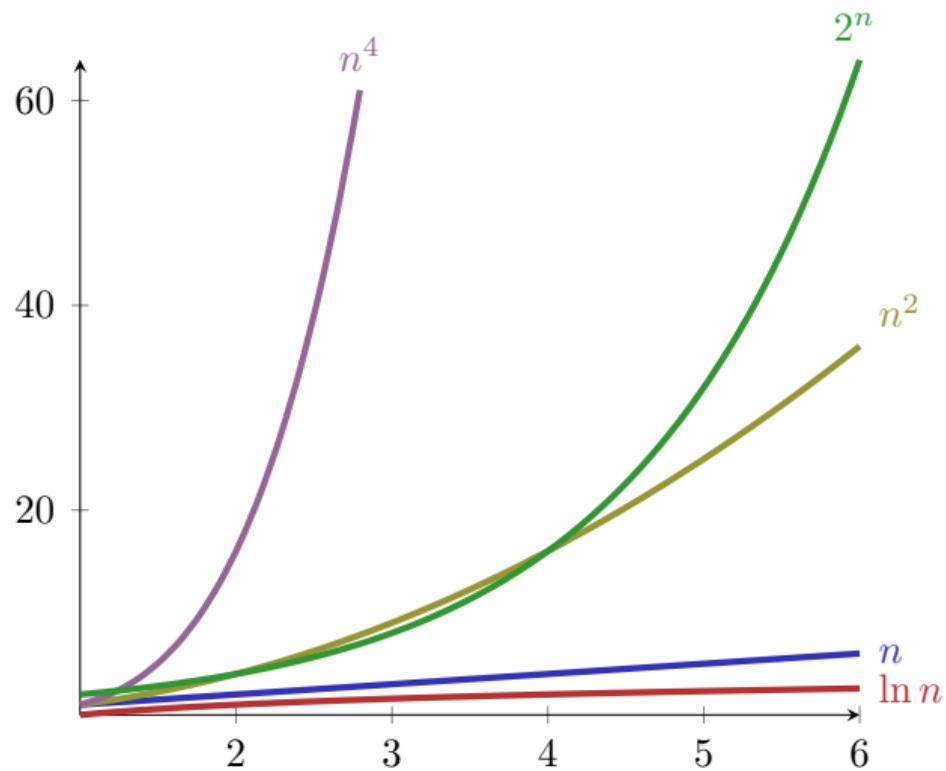
Beispiel



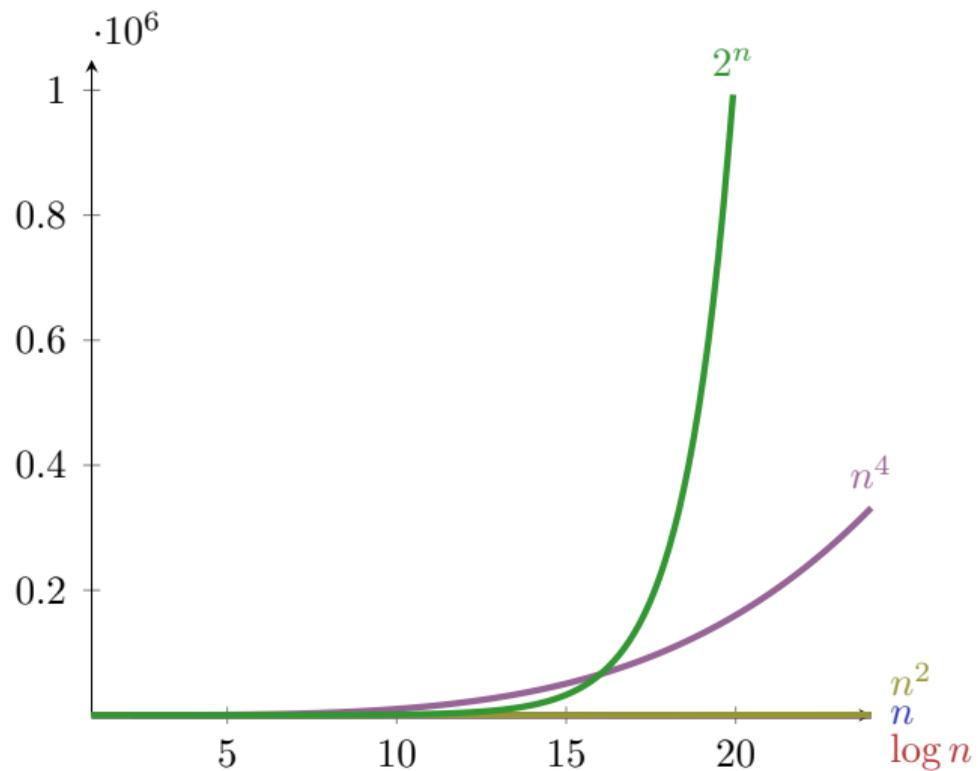
Wachstumsbezeichnungen

$\mathcal{O}(1)$	beschränkt	Array-Zugriff
$\mathcal{O}(\log \log n)$	doppelt logarithmisch	Binäre sortierte Suche interpoliert
$\mathcal{O}(\log n)$	logarithmisch	Binäre sortierte Suche
$\mathcal{O}(\sqrt{n})$	wie die Wurzelfunktion	Primzahltest (naiv)
$\mathcal{O}(n)$	linear	Unsortierte naive Suche
$\mathcal{O}(n \log n)$	superlinear / loglinear	Gute Sortieralgorithmen
$\mathcal{O}(n^2)$	quadratisch	Einfache Sortieralgorithmen
$\mathcal{O}(n^c)$	polynomial	Matrixmultiplikation
$\mathcal{O}(c^n)$	exponentiell	Travelling Salesman Dynamic Programming
$\mathcal{O}(n!)$	faktoriell	Travelling Salesman naiv

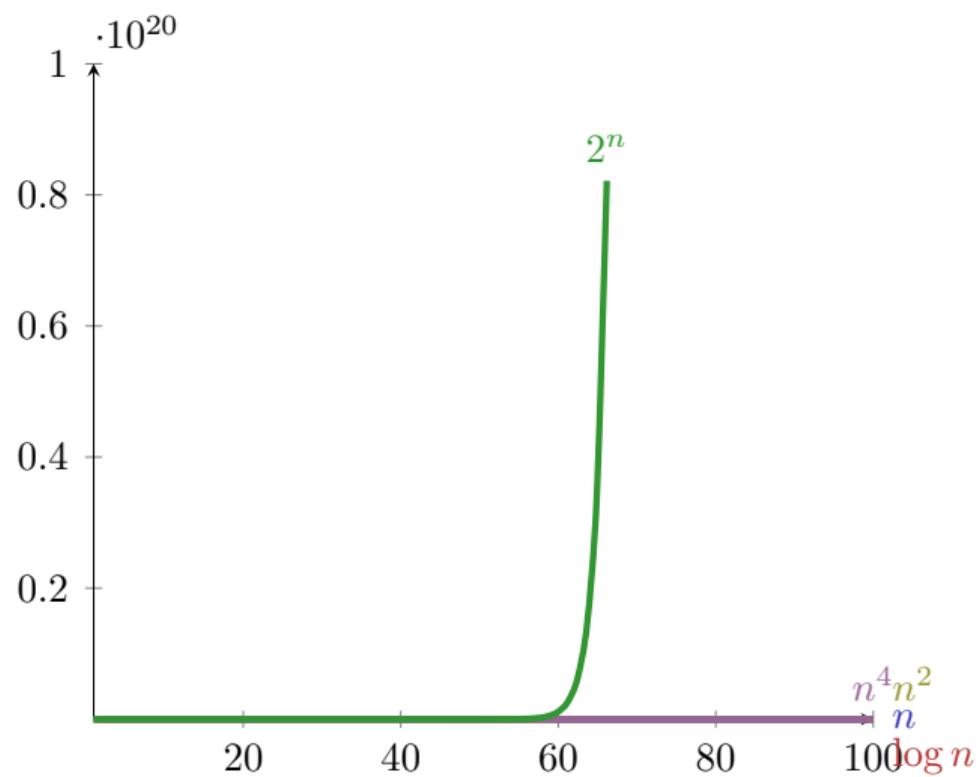
Kleine n



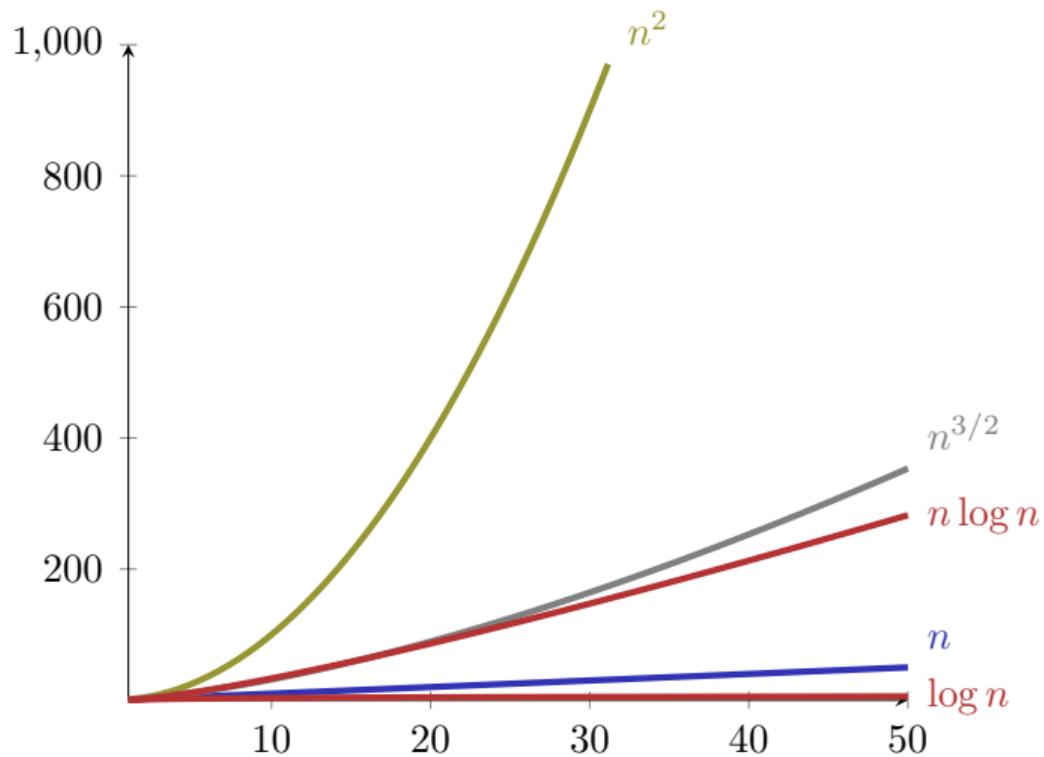
Grössere n



“Grosse” n



Logarithmen!



Zeitbedarf

Annahme: 1 Operation = $1\mu s$.

Problemgrösse	1	100	10000	10^6	10^9
$\log_2 n$	$1\mu s$	$7\mu s$	$13\mu s$	$20\mu s$	$30\mu s$
n	$1\mu s$	$100\mu s$	$1/100s$	$1s$	17 Minuten
$n \log_2 n$	$1\mu s$	$700\mu s$	$13/100\mu s$	$20s$	8.5 Stunden
n^2	$1\mu s$	$1/100s$	1.7 Minuten	11.5 Tage	317 Jahrhund.
2^n	$1\mu s$	10^{14} Jahrh.	$\approx \infty$	$\approx \infty$	$\approx \infty$

Nützliches

Theorem 2

Seien $f, g : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{R}^+$ zwei Funktionen. Dann gilt:

1. $\lim_{n \rightarrow \infty} \frac{f(n)}{g(n)} = 0 \Rightarrow f \in \mathcal{O}(g), \mathcal{O}(f) \subsetneq \mathcal{O}(g).$
2. $\lim_{n \rightarrow \infty} \frac{f(n)}{g(n)} = C > 0$ (C konstant) $\Rightarrow f \in \Theta(g).$
3. $\frac{f(n)}{g(n)} \xrightarrow[n \rightarrow \infty]{} \infty \Rightarrow g \in \mathcal{O}(f), \mathcal{O}(g) \subsetneq \mathcal{O}(f).$

Zur Notation

Übliche informelle Schreibweise

$$f = \mathcal{O}(g)$$

ist zu verstehen als $f \in \mathcal{O}(g)$.

Es gilt nämlich

$$f_1 = \mathcal{O}(g), f_2 = \mathcal{O}(g) \not\Rightarrow f_1 = f_2!$$

$$n = \mathcal{O}(n^2), n^2 = \mathcal{O}(n^2) \text{ aber natürlich } n \neq n^2.$$

Wir vermeiden die informelle „=" Schreibweise, wo sie zu Mehrdeutigkeiten führen könnte.

Erinnerung: Effizienz: Arrays vs. Verkettete Listen

- Speicher: Unser `avec` belegt ungefähr n ints (Vektorgrösse n), unser `llvec` ungefähr $3n$ ints (ein Zeiger belegt i.d.R. 8 Byte)
- Laufzeit (mit `avec = std::vector`, `llvec = std::list`):

```
prepending (insert at front) [100,000x]:
  ▶ avec: 675 ms
  ▶ llvec: 10 ms
appending (insert at back) [100,000x]:
  ▶ avec: 2 ms
  ▶ llvec: 9 ms
removing first [100,000x]:
  ▶ avec: 675 ms
  ▶ llvec: 4 ms
removing last [100,000x]:
  ▶ avec: 0 ms
  ▶ llvec: 4 ms
removing randomly [10,000x]:
  ▶ avec: 3 ms
  ▶ llvec: 113 ms
inserting randomly [10,000x]:
  ▶ avec: 16 ms
  ▶ llvec: 117 ms
fully iterate sequentially (5000 elements) [5,000x]:
  ▶ avec: 354 ms
  ▶ llvec: 525 ms
```

Asymptotische Laufzeiten

Mit unserer neuen Sprache (Ω , \mathcal{O} , Θ) können wir das Verhalten der Datenstrukturen und ihrer Algorithmen präzisieren.

Typische Asymptotische Laufzeiten (Vorgriff!)

Datenstruktur	Wahlfreier Zugriff	Einfügen	Nächstes	Einfügen nach Element	Suchen
<code>std::vector</code>	$\Theta(1)$	$\Theta(1) A$	$\Theta(1)$	$\Theta(n)$	$\Theta(n)$
<code>std::list</code>	$\Theta(n)$	$\Theta(1)$	$\Theta(1)$	$\Theta(1)$	$\Theta(n)$
<code>std::set</code>	-	$\Theta(\log n)$	$\Theta(\log n)$	-	$\Theta(\log n)$
<code>std::unordered_set</code>	-	$\Theta(1) P$	-	-	$\Theta(1) P$

A = amortisiert, P = erwartet, sonst schlechtester Fall („worst case“)

Komplexität

Komplexität eines Problems P

Minimale (asymptotische) Kosten über alle Algorithmen A , die P lösen.

Komplexität der Elementarmultiplikation zweier Zahlen der Länge n ist $\Omega(n)$ und $\mathcal{O}(n^{\log_3 2})$ (Karatsuba Ofman).

Komplexität

Problem	Komplexität	$\mathcal{O}(n)$	$\mathcal{O}(n)$	$\mathcal{O}(n^2)$	$\Omega(n \log n)$
		\uparrow	\uparrow	\uparrow	\downarrow
Algorithmus	Kosten ²	$3n - 4$	$\mathcal{O}(n)$	$\Theta(n^2)$	$\Omega(n \log n)$
		\downarrow	\updownarrow	\updownarrow	\downarrow
Programm	Laufzeit	$\Theta(n)$	$\mathcal{O}(n)$	$\Theta(n^2)$	$\Omega(n \log n)$

²Anzahl Elementaroperationen