

Abschlussprojekt

Ida Hönigmann

Fabian Dopf

January 6, 2022

Aufgabe 1: Aufwandsordnung numerischer Verfahren

Wir betrachten ein abstraktes numerisches Verfahren, das für $N \in \mathbb{N}$ Eingabedaten eine Laufzeit von $y_N \in \mathbb{R}_+$ hat. Man sagt, das Verfahren habe Aufwandsordnung $p > 0$, falls eine Konstante $C > 0$ existiert, sodass $y_N \leq CN^p$ für alle $N \in \mathbb{N}$.

Teilaufgabe 1a:

Die Aufwandsordnung lässt sich über die Folge $\{p_N\}_{N \in \mathbb{N}}$ mit

$$p_N = \frac{\log(y_{2N}) - \log(y_N)}{\log(2)} \text{ für } N \in \mathbb{N} \quad (1)$$

quantifizieren. Beachten Sie, dass die Bestimmung von p_N die Verfügbarkeit von zwei aufeinanderfolgenden Folgengliedern y_N und y_{2N} erfordert. Verwenden Sie den Ansatz $y_N = CN^p$ und leiten Sie die Formel in 1 her!

Beweis. Annahme: $\forall N \in \mathbb{N}$ ist p_N , sodass $y_N \leq CN^{p_N}$ für ein $C > 0$.

Für ein beliebiges $N \in \mathbb{N}$ gilt $\exists C_{1N}, C_{2N} > 0$ und $p_{1N}, p_{2N} > 0$ mit $y_N \leq C_{1N}N^{p_{1N}}$ und $y_{2N} \leq C_{2N}(2N)^{p_{2N}}$.

Für $C := \max\{C_{1N}, C_{2N}\}$ und $p_N := \max\{p_{1N}, p_{2N}\}$ gilt $y_N \leq C_{1N}N^{p_{1N}} \leq CN^{p_N}$ und $y_{2N} \leq C_{2N}(2N)^{p_{2N}} \leq C(2N)^{p_N}$.

$$\log(y_{2N}) - \log(y_N) = \log\left(\frac{y_{2N}}{y_N}\right) = \log\left(\frac{C(2N)^{p_N}}{C \cdot N^{p_N}}\right) = \log(2^{p_N}) = p_N \log(2) \quad (2)$$

$$\implies p_N = \frac{\log(y_{2N}) - \log(y_N)}{\log(2)} \quad (3)$$

TODO ob das so alles passt...

□

Teilaufgabe 1b:

Sei $\{\delta_N\}_{N \in \mathbb{N}} \subseteq \mathbb{R}$ eine Nullfolge, d.h. es gilt $\delta_N \rightarrow 0$ für $N \rightarrow \infty$. Weiters verhalte sich die Laufzeit wie $y_N = (C + \delta_N)N^p$ mit $C > 0$. Zeigen Sie, dass die Folge $\{p_N\}_{N \in \mathbb{N}}$ gegen p konvergiert, d.h. es gilt $p_N \rightarrow p$ für $N \rightarrow \infty$.

Beweis. Zuerst berechnen wir einen Grenzwert, den wir in späterer Folge verwenden werden. Die Gleichungen stimmen, da \lim stetig ist und da laut Voraussetzung δ_N und somit auch δ_{2N} als Teilfolge, gegen 0 konvergieren.

$$\lim_{n \rightarrow \infty} \log \left(\frac{C + \delta_{2N}}{C + \delta_N} \right) = \log \left(\lim_{n \rightarrow \infty} \frac{C + \delta_{2N}}{C + \delta_N} \right) = \log \left(\frac{\lim_{n \rightarrow \infty} C + \delta_{2N}}{\lim_{n \rightarrow \infty} C + \delta_N} \right) = \log \left(\frac{C}{C} \right) = \log(1) = 0 \quad (4)$$

Wir berechnen $\lim_{n \rightarrow \infty} p_n$ indem wir die Gleichung 1 verwenden. Durch Einsetzen von $y_N = (C + \delta_N)N^p$ und den Rechenregeln von Limiten und dem Logarithmus erhalten wir folgendes:

$$\Rightarrow p_N = \frac{\log(y_{2N}) - \log(y_N)}{\log(2)} = \frac{\log((C + \delta_{2N})(2N)^p) - \log((C + \delta_N)N^p)}{\log(2)} = \frac{\log \left(\frac{(C + \delta_{2N})(2N)^p}{(C + \delta_N)N^p} \right)}{\log(2)} \quad (5)$$

$$= \frac{\log \left(\frac{(C + \delta_{2N})2^p}{(C + \delta_N)} \right)}{\log(2)} = \frac{p \log(2) + \log \left(\frac{C + \delta_{2N}}{C + \delta_N} \right)}{\log(2)} = p + \frac{\log \left(\frac{C + \delta_{2N}}{C + \delta_N} \right)}{\log(2)} \xrightarrow{n \rightarrow \infty} p + 0 = p \quad (6)$$

Zusammenfassend gilt nun $\lim_{n \rightarrow \infty} p_n = p$, was zu zeigen war. □

Teilaufgabe 1c:

In sogenannter doppelt logarithmischer Darstellung (log-log Plots) wird für beide Koordinatenachsen eine logarithmische Skalierung verwendet, d.h. sowohl die waagrechte als auch die senkrechte Koordinatenachse wird logarithmisch unterteilt. Wie werden Potenzfunktionen der Form $y = cx^p$ in einem log-log Plot dargestellt? Wie können Sie die Ordnung p und die Konstante $c > 0$ aus einem log-log Plot von $y = cx^p$ direkt auslesen?

Darstellung ist Gerade. $c = f(1)$ und p ist Steigung, wenn beide Achsen "gleich" skaliert.

Aufgabe 2: Cholesky-Verfahren und Skyline-Matrizen

Eine Matrix $A \in \mathbb{R}^{n \times n}$ heißt Skyline-Matrix, falls es für $l = 1, \dots, n$ Zahlen $p_l, q_l \in \mathbb{N}_0$ gibt, sodass für die i -te Zeile und j -te Spalte von A gilt:

- $A_{i,k} = 0$ für $k < i - p_i$,
- $A_{k,j} = 0$ für $k < j - q_j$,

Folgendes Beispiel illustriert diese Aussage:

$$A = \begin{pmatrix} 1 & & & & \\ & 1 & & & \\ & & 1 & & \\ 1 & 2 & 3 & 14 & 18 \\ & 4 & 5 & 29 & 48 \end{pmatrix}.$$

Teilaufgabe 2a:

Beweisen Sie, dass das Cholesky-Verfahren genau dann wohldefiniert ist (d.h. es wird nicht durch Null dividiert oder die Wurzel aus einer negativen Zahl gezogen), wenn die Matrix $A \in \mathbb{R}^{n \times n}$ symmetrisch und positiv definit ist.

Beweis. Wir wiederholen zuerst die Definitionen von symmetrischen und positiv definitiven Matrizen.

Eine Matrix $A \in \mathbb{R}^{n \times n}$ heißt symmetrisch, falls $A = A^T$.

Eine Matrix $A \in \mathbb{R}^{n \times n}$ heißt positiv definit, falls $\forall u \in \mathbb{R}^n \setminus \{0\} : u^T A u > 0$.

Wir zeigen $A \in \mathbb{R}^{n \times n}$ symmetrisch und positiv definit impliziert $\exists L \in \mathbb{R}^{n \times n}$ untere Dreiecksmatrix mit $LL^T = A$ durch vollständige Induktion nach n .

• **Induktionsanfang:** $n = 1$

Wenn $A := (a_{11}) \in \mathbb{R}^{1 \times 1}$ eine symmetrische und positiv definite Matrix ist, folgt aus positiv definit, dass für

$$u := (1) \in \mathbb{R}^1 \setminus \{0\} \quad 0 < u^T A u = (1) (a_{11}) (1) = a_{11}$$

Definieren wir nun $L := (\sqrt{a_{11}}) \in \mathbb{R}^1$, dann gilt

$$LL^T = (\sqrt{a_{11}}) (\sqrt{a_{11}}) = (a_{11}) = A$$

• **Induktionsvoraussetzung:** $\forall A \in \mathbb{R}^{n \times n}$ symmetrisch und positiv definit gilt $\exists L \in \mathbb{R}^{n \times n}$ untere Dreiecksmatrix mit $LL^T = A$.

• **Induktionsschritt:** $n - 1 \implies n$

Sei $A \in \mathbb{R}^{n \times n}$ eine symmetrische und positiv definite Matrix. Wir definieren eine Matrix $B \in \mathbb{R}^{(n-1) \times (n-1)}$ durch $B_{i,j} := A_{i,j}$, einen Vektor $a \in \mathbb{R}^{n-1}$ durch $a_i := A_{i,n}$ und eine Zahl $\alpha \in \mathbb{R}$ durch $\alpha := A_{n,n}$.

Zusammengefasst gilt nun

$$A = \begin{pmatrix} B & a \\ a^T & \alpha \end{pmatrix} \quad \text{wobei sich das } a^T \text{ aus der Symmetrie von } A \text{ ergibt.}$$

Für B gilt, dass es sich um eine symmetrische und positiv definite Matrix aus $\mathbb{R}^{(n-1) \times (n-1)}$ handelt. Laut Induktionsvoraussetzung existiert dazu eine untere Dreiecksmatrix $P \in \mathbb{R}^{(n-1) \times (n-1)}$ mit $PP^T = B$.

Da B positiv definit ist und somit regulär ist, folgt die eindeutige Existenz eines Vektors $l \in \mathbb{R}^{n-1}$ der die Gleichung $Pl = a$ erfüllt.

Wir wollen nun $\beta \in \mathbb{R}$ so definieren, dass $\beta = \sqrt{\alpha - l^T l}$. Dazu müssen wir sicherstellen, dass $\alpha - l^T l > 0$.

Wenn wir die Definition von l verwenden und Umformen erhalten wir

$$\begin{aligned} \alpha - l^T l &= \alpha - (P^{-1}a)^T (P^{-1}a) = \alpha - a^T (P^{-1})^T P^{-1}a \\ &= \alpha - a^T (PP^T)^{-1}a = \alpha - a^T B^{-1}a \end{aligned}$$

$$0 < \begin{pmatrix} -B^{-1}a \\ 1 \end{pmatrix}^T \underbrace{\begin{pmatrix} B & a \\ a^T & \alpha \end{pmatrix}}_{=A} \begin{pmatrix} -B^{-1}a \\ 1 \end{pmatrix} = \alpha - a^T B^{-1}a$$

Also können wir $\beta := \sqrt{\alpha - l^T l}$ setzen. Dann gilt $l^T l + \beta^2 = \alpha$.

Definieren wir nun $L \in \mathbb{R}^{n \times n}$ durch

$$L = \begin{pmatrix} P & 0 \\ l^T & \beta \end{pmatrix}$$

Dann gilt

$$LL^T = \begin{pmatrix} P & 0 \\ l^T & \beta \end{pmatrix} \begin{pmatrix} P^T & l \\ 0 & \beta \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} PP^T & Pl \\ l^T P^T & l^T l + \beta^2 \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} PP^T & Pl \\ (Pl)^T & l^T l + \beta^2 \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} B & a \\ a^T & \alpha \end{pmatrix} = A$$

□

Teilaufgabe 2b:

Beweisen Sie, dass die Besetzungsstruktur der Cholesky-Zerlegung der Skyline-Matrix A erhalten bleibt, d.h. dass auch die untere Dreiecksmatrix L eine geeignete Bandstruktur aufweist.

Beweis. TODO Beweis 2b

□

Aufgabe 3: Pseudocode für Cholesky-Zerlegung von Skyline-Matrizen

Verwenden Sie den Cholesky-Algorithmus aus der Vorlesung. Entwerfen Sie jeweils einen Pseudocode, der für eine Skyline-Matrix:

0.1 Teilaufgabe 3a:

möglichst effizient die Struktur erkennt.

TODO Pseudocode

Teilaufgabe 3b:

die Cholesky-Zerlegung berechnet.

TODO Pseudocode aufschreiben

Aufgabe 4: Aufwand des Algorithmus und Verhalten in Spezialfällen

Teilaufgabe 4a:

Sei $A \in \mathbb{R}^{n \times n}$ eine Skyline-Matrix. Welchen Aufwand haben Ihre Algorithmen aus Aufgabe 3 in Abhängigkeit von der Größe n der Eingabedaten und Skyline-Indices $p_l = q_l$?

TODO Aufwand bestimmen

Teilaufgabe 4b:

Betrachten Sie Matrizen mit den Besetzungsstrukturen

$$\begin{pmatrix} * & * & * & * & * \\ * & * & & & \\ * & & * & & \\ * & & & * & \\ * & & & & * \end{pmatrix} \text{ bzw. } \begin{pmatrix} * & & & & * \\ & * & & & * \\ & & * & & * \\ & & & * & * \\ * & * & * & * & * \end{pmatrix}$$

Welche Besetzungsstruktur hat die Cholesky-Zerlegung für beide Matrizen? Was könnte man machen, um für Matrizen mit der "linken" Besetzungsstruktur die Cholesky-Zerlegung effizienter zu berechnen?

Ausarbeitung. Die linke Matrix ist vollbesetzt als Skyline-Matrix, in dem Sinne, dass $\forall k \in \{1, \dots, n\} : p_k = q_k = k - 1$ also immer den maximal möglichen Wert annimmt.

Die rechte Matrix hat die Skyline-Indizes $\forall k \in \{1, \dots, n-1\} : p_k = q_k = 0$ und $p_n = q_n = n - 1$ und ist daher nach Aufgabe 4a effizienter in der Berechnung der Cholesky-Zerlegung.

Eine effiziente Berechnung der Cholesky-Zerlegung der linken Matrix erhält man mit folgender Überlegung:

Definieren wir eine Abbildung $\sigma : \mathbb{R}^{n \times n} \rightarrow \mathbb{R}^{n \times n}$ die einer Matrix A die "gespiegelte" Matrix $\sigma(A)$ zuordnet wobei $\sigma(A)_{i,j} := A_{n+1-j, n+1-i}$.

Die Umkehrabbildung $\sigma^{-1} = \sigma$, da

$$\sigma(\sigma(A))_{ij} = \sigma(A)_{n+1-j, n+1-i} = A_{n+1-(n+1-i), n+1-(n+1-j)} = A_{i,j}$$

Weiters gilt für $A, B \in \mathbb{R}^{n \times n}$

$$\begin{aligned} \sigma(A^T)_{i,j} &= A_{n+1-j, n+1-i}^T = A_{n+1-i, n+1-j} = \sigma(A)_{j,i} = \sigma(A)_{i,j}^T \\ (\sigma(A)\sigma(B))_{i,j} &= \sum_{k=1}^n \sigma(A)_{i,k} \sigma(B)_{k,j} = \sum_{k=1}^n A_{n+1-k, n+1-i} B_{n+1-j, n+1-k} \\ &= \sum_{k=1}^n B_{n+1-j, k} A_{k, n+1-i} = (BA)_{n+1-j, n+1-i} = \sigma(BA)_{i,j} \end{aligned}$$

da $k \mapsto n+1-k$ eine Permutation von $\{1, \dots, n\}$ ist.

Wenn A eine untere Dreiecksmatrix ist, also $A_{i,j} = 0$ für $i < j$, so folgt, dass $\sigma(A)$ auch eine untere Dreiecksmatrix ist, da $i < j \iff n+1-j < n+1-i$.

Wenn A symmetrisch ist, so ist auch $\sigma(A)$ symmetrisch, da $\sigma(A)_{i,j} = A_{n+1-j, n+1-i} = A_{n+1-i, n+1-j} = \sigma(A)_{j,i}$.

Sei A eine Matrix von der linken, ungünstigen Art. Dann ist $\sigma(A)$ von der rechten Art, und ist es ist daher möglich die Cholesky-Zerlegung von $\sigma(A)$ effizient zu berechnen. Sei L eben diese Zerlegung von $\sigma(A)$, d.h. $LL^T = \sigma(A)$.

Nach dem oben gezeigten gilt nun $\sigma(L)^T \sigma(L) = \sigma(L^T) \sigma(L) = \sigma(LL^T) = \sigma(\sigma(A)) = A$. Womit wir eine Cholesky-Zerlegung von A erhalten.

Aufgabe 5: Implementierung des Algorithmus und empirische Aufwandsschätzung

Implementieren Sie Ihren modifizierten Cholesky-Algorithmus in Python und weisen Sie empirisch nach, dass der Aufwand linear in n wächst. Vergleichen Sie die Performance Ihrer Implementierung

mit der Python-Funktion `scipy.linalg.cholesky`, wobei die Skyline-Matrix A als vollbesetzte Matrix gespeichert ist.

TODO Anhang Python-Code (+ Grafik Performance?)