

Datenstrukturen und Algorithmen

Vorlesung 2: Asymptotische Effizienz (K3)

Joost-Pieter Katoen

Lehrstuhl für Informatik 2
Software Modeling and Verification Group

<http://www-i2.informatik.rwth-aachen.de/i2/dsal12/>

10. April 2012

Übersicht

1 Asymptotische Betrachtung

- Begründung
- Grenzwerte

2 Asymptotische Komplexitätsklassen

- Die Klasse Gro β -O
- Die Klasse Gro β -Omega
- Die Klasse Gro β -Theta

3 Platzkomplexität

Übersicht

1 Asymptotische Betrachtung

- Begründung
- Grenzwerte

2 Asymptotische Komplexitätsklassen

- Die Klasse Gro β -O
- Die Klasse Gro β -Omega
- Die Klasse Gro β -Theta

3 Platzkomplexität

Laufzeit von Algorithmen

Betrachte

Die Laufzeit eines Algorithmus ist keine Zahl, sondern eine **Funktion**.
Sie gibt die Laufzeit des Algorithmus für jede Eingabelänge an.

Laufzeit von Algorithmen

Betrachte

Die Laufzeit eines Algorithmus ist keine Zahl, sondern eine **Funktion**.
Sie gibt die Laufzeit des Algorithmus für jede Eingabelänge an.

Worst-Case Laufzeit

Die **Worst-Case** Laufzeit $W(n)$ für Eingabelänge n ist die **längste** Laufzeit aus allen Eingaben mit Länge n .

Laufzeit von Algorithmen

Betrachte

Die Laufzeit eines Algorithmus ist keine Zahl, sondern eine **Funktion**.
Sie gibt die Laufzeit des Algorithmus für jede Eingabelänge an.

Worst-Case Laufzeit

Die **Worst-Case** Laufzeit $W(n)$ für Eingabelänge n ist die **längste** Laufzeit aus allen Eingaben mit Länge n .

Best-Case Laufzeit

Die **Best-Case** Laufzeit $B(n)$ für Eingabelänge n ist die **kürzeste** Laufzeit aus allen Eingaben mit Länge n .

Asymptotische Betrachtung

Die exakte Bestimmung der Funktionen $A(n)$, $B(n)$ und $W(n)$ ist üblicherweise sehr schwierig.

Asymptotische Betrachtung

Die exakte Bestimmung der Funktionen $A(n)$, $B(n)$ und $W(n)$ ist üblicherweise sehr schwierig. Außerdem:

Asymptotische Betrachtung

Die exakte Bestimmung der Funktionen $A(n)$, $B(n)$ und $W(n)$ ist üblicherweise sehr schwierig. Außerdem:

- ▶ ist sie von zweifelhaftem Nutzen für Vergleiche:
Ist etwa $W(n) = 1021n$ besser als $W(n) = \frac{1}{2}n^2$?

Asymptotische Betrachtung

Die exakte Bestimmung der Funktionen $A(n)$, $B(n)$ und $W(n)$ ist üblicherweise sehr schwierig. Außerdem:

- ▶ ist sie von zweifelhaftem Nutzen für Vergleiche:
Ist etwa $W(n) = 1021n$ besser als $W(n) = \frac{1}{2}n^2$?
- ▶ wollen wir maschinenabhängige Konstanten (z. B. Rechnergeschwindigkeit), Initialisierungsaufwand, usw. ausklammern.

Asymptotische Betrachtung

Die exakte Bestimmung der Funktionen $A(n)$, $B(n)$ und $W(n)$ ist üblicherweise sehr schwierig. Außerdem:

- ▶ ist sie von zweifelhaftem Nutzen für Vergleiche:
Ist etwa $W(n) = 1021n$ besser als $W(n) = \frac{1}{2}n^2$?
- ▶ wollen wir maschinenabhängige Konstanten (z. B. Rechnergeschwindigkeit), Initialisierungsaufwand, usw. ausklammern.

Daher: Normalerweise keine exakte sondern **asymptotische** Betrachtung.

Asymptotische Betrachtung

Die exakte Bestimmung der Funktionen $A(n)$, $B(n)$ und $W(n)$ ist üblicherweise sehr schwierig. Außerdem:

- ▶ ist sie von zweifelhaftem Nutzen für Vergleiche:
Ist etwa $W(n) = 1021n$ besser als $W(n) = \frac{1}{2}n^2$?
- ▶ wollen wir maschinenabhängige Konstanten (z. B. Rechnergeschwindigkeit), Initialisierungsaufwand, usw. ausklammern.

Daher: Normalerweise keine exakte sondern **asymptotische** Betrachtung.

- ▶ Betrachte Wachstum der Laufzeit für $n \rightarrow \infty$.

Asymptotische Betrachtung

Die exakte Bestimmung der Funktionen $A(n)$, $B(n)$ und $W(n)$ ist üblicherweise sehr schwierig. Außerdem:

- ▶ ist sie von zweifelhaftem Nutzen für Vergleiche:
Ist etwa $W(n) = 1021n$ besser als $W(n) = \frac{1}{2}n^2$?
- ▶ wollen wir maschinenabhängige Konstanten (z. B. Rechnergeschwindigkeit), Initialisierungsaufwand, usw. ausklammern.

Daher: Normalerweise keine exakte sondern **asymptotische** Betrachtung.

- ▶ Betrachte Wachstum der Laufzeit für $n \rightarrow \infty$.
- ▶ **Kurze Eingaben** und konstante Faktoren werden vernachlässigt.

Asymptotische Betrachtung

Die exakte Bestimmung der Funktionen $A(n)$, $B(n)$ und $W(n)$ ist üblicherweise sehr schwierig. Außerdem:

- ▶ ist sie von zweifelhaftem Nutzen für Vergleiche:
Ist etwa $W(n) = 1021n$ besser als $W(n) = \frac{1}{2}n^2$?
- ▶ wollen wir maschinenabhängige Konstanten (z. B. Rechnergeschwindigkeit), Initialisierungsaufwand, usw. ausklammern.

Daher: Normalerweise keine exakte sondern **asymptotische** Betrachtung.

- ▶ Betrachte Wachstum der Laufzeit für $n \rightarrow \infty$.
- ▶ **Kurze Eingaben** und konstante Faktoren werden vernachlässigt.
- ▶ Anschaulich: **Wir lassen Glieder niedriger Ordnung weg**, z. B. :

$$W(n) = 3n^4 + 5n^3 + 10 \in O(n^4)$$

(d. h. n^4 ist dominierender Faktor für $n \rightarrow \infty$)

Asymptotische Betrachtung

Die exakte Bestimmung der Funktionen $A(n)$, $B(n)$ und $W(n)$ ist üblicherweise sehr schwierig. Außerdem:

- ▶ ist sie von zweifelhaftem Nutzen für Vergleiche:
Ist etwa $W(n) = 1021n$ besser als $W(n) = \frac{1}{2}n^2$?
- ▶ wollen wir maschinenabhängige Konstanten (z. B. Rechnergeschwindigkeit), Initialisierungsaufwand, usw. ausklammern.

Daher: Normalerweise keine exakte sondern **asymptotische** Betrachtung.

- ▶ Betrachte Wachstum der Laufzeit für $n \rightarrow \infty$.
- ▶ **Kurze Eingaben** und konstante Faktoren werden vernachlässigt.
- ▶ Anschaulich: **Wir lassen Glieder niedriger Ordnung weg**, z. B. :

$$W(n) = 3n^4 + 5n^3 + 10 \in O(n^4)$$

(d. h. n^4 ist dominierender Faktor für $n \rightarrow \infty$)

- ▶ So erhalten wir untere/obere Schranken für $A(n)$, $B(n)$ und $W(n)$!

Asymptotische Betrachtung

Die exakte Bestimmung der Funktionen $A(n)$, $B(n)$ und $W(n)$ ist üblicherweise sehr schwierig. Außerdem:

- ▶ ist sie von zweifelhaftem Nutzen für Vergleiche:
Ist etwa $W(n) = 1021n$ besser als $W(n) = \frac{1}{2}n^2$?
- ▶ wollen wir maschinenabhängige Konstanten (z. B. Rechnergeschwindigkeit), Initialisierungsaufwand, usw. ausklammern.

Daher: Normalerweise keine exakte sondern **asymptotische** Betrachtung.

- ▶ Betrachte Wachstum der Laufzeit für $n \rightarrow \infty$.
- ▶ **Kurze Eingaben** und konstante Faktoren werden vernachlässigt.
- ▶ Anschaulich: **Wir lassen Glieder niedriger Ordnung weg**, z. B. :

$$W(n) = 3n^4 + 5n^3 + 10 \in O(n^4)$$

(d. h. n^4 ist dominierender Faktor für $n \rightarrow \infty$)

- ▶ So erhalten wir untere/obere Schranken für $A(n)$, $B(n)$ und $W(n)$!
- ▶ Mathematische Zutat: Asymptotische Ordnung von Funktionen.

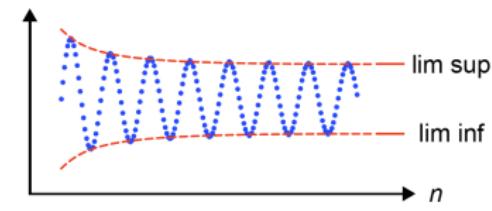
Grenzwerte

Limes inferior und Limes superior

Sei $(x_i)_{i \in \mathbb{N}}$ die Folge x_1, x_2, \dots . Dann:

$$1. \liminf_{n \rightarrow \infty} x_n = \lim_{n \rightarrow \infty} \left(\inf_{m \geq n} x_m \right)$$

$$2. \limsup_{n \rightarrow \infty} x_n = \lim_{n \rightarrow \infty} \left(\sup_{m \geq n} x_m \right)$$



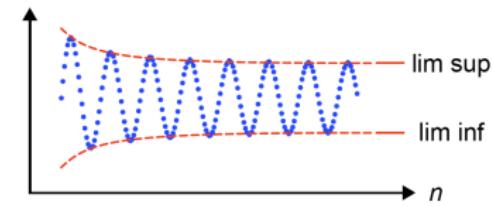
Grenzwerte

Limes inferior und Limes superior

Sei $(x_i)_{i \in \mathbb{N}}$ die Folge x_1, x_2, \dots . Dann:

$$1. \liminf_{n \rightarrow \infty} x_n = \lim_{n \rightarrow \infty} \left(\inf_{m \geq n} x_m \right)$$

$$2. \limsup_{n \rightarrow \infty} x_n = \lim_{n \rightarrow \infty} \left(\sup_{m \geq n} x_m \right)$$



Einige Fakten

1. Existieren $\liminf_{n \rightarrow \infty} x_n$ und $\limsup_{n \rightarrow \infty} x_n$: $\liminf_{n \rightarrow \infty} x_n \leq \limsup_{n \rightarrow \infty} x_n$.

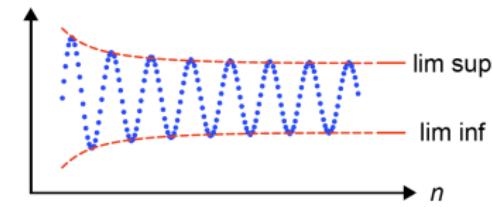
Grenzwerte

Limes inferior und Limes superior

Sei $(x_i)_{i \in \mathbb{N}}$ die Folge x_1, x_2, \dots . Dann:

$$1. \liminf_{n \rightarrow \infty} x_n = \lim_{n \rightarrow \infty} \left(\inf_{m \geq n} x_m \right)$$

$$2. \limsup_{n \rightarrow \infty} x_n = \lim_{n \rightarrow \infty} \left(\sup_{m \geq n} x_m \right)$$



Einige Fakten

1. Existieren $\liminf_{n \rightarrow \infty} x_n$ und $\limsup_{n \rightarrow \infty} x_n$: $\liminf_{n \rightarrow \infty} x_n \leq \limsup_{n \rightarrow \infty} x_n$.
2. Existiert $\lim_{n \rightarrow \infty} x_n$ dann: $\liminf_{n \rightarrow \infty} x_n = \limsup_{n \rightarrow \infty} x_n = \lim_{n \rightarrow \infty} x_n$.

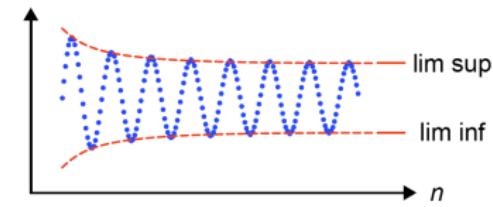
Grenzwerte

Limes inferior und Limes superior

Sei $(x_i)_{i \in \mathbb{N}}$ die Folge x_1, x_2, \dots . Dann:

$$1. \liminf_{n \rightarrow \infty} x_n = \lim_{n \rightarrow \infty} \left(\inf_{m \geq n} x_m \right)$$

$$2. \limsup_{n \rightarrow \infty} x_n = \lim_{n \rightarrow \infty} \left(\sup_{m \geq n} x_m \right)$$



Einige Fakten

1. Existieren $\liminf_{n \rightarrow \infty} x_n$ und $\limsup_{n \rightarrow \infty} x_n$: $\liminf_{n \rightarrow \infty} x_n \leq \limsup_{n \rightarrow \infty} x_n$.
2. Existiert $\lim_{n \rightarrow \infty} x_n$ dann: $\liminf_{n \rightarrow \infty} x_n = \limsup_{n \rightarrow \infty} x_n = \lim_{n \rightarrow \infty} x_n$.

Sind f, g differenzierbar, dann gilt $\lim_{n \rightarrow \infty} \frac{g(n)}{f(n)} = \lim_{n \rightarrow \infty} \frac{g'(n)}{f'(n)}$. L'Hôpital

Übersicht

1 Asymptotische Betrachtung

- Begründung
- Grenzwerte

2 Asymptotische Komplexitätsklassen

- Die Klasse Gro β -O
- Die Klasse Gro β -Omega
- Die Klasse Gro β -Theta

3 Platzkomplexität

Die Klasse Gro β -O (I)

Seien f und g Funktionen von \mathbb{N} (Eingabelänge) nach $\mathbb{R}_{\geq 0}$ (Laufzeit) und $c > 0$.

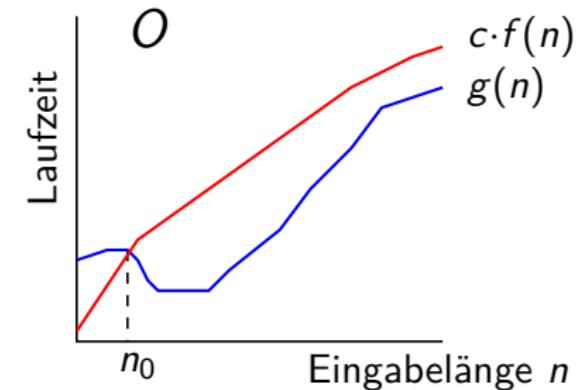
Die Klasse GroB-O (I)

Seien f und g Funktionen von \mathbb{N} (Eingabelänge) nach $\mathbb{R}_{\geq 0}$ (Laufzeit) und $c > 0$.

$O(f)$ ist die Menge von Funktionen, die **nicht schneller** als f wachsen.

- $g \in O(f)$ heißt: $c \cdot f(n)$ ist **obere Schranke** für $g(n)$.

Diese Eigenschaft gilt ab einer Konstanten n_0 ; Werte unter n_0 werden vernachlässigt.



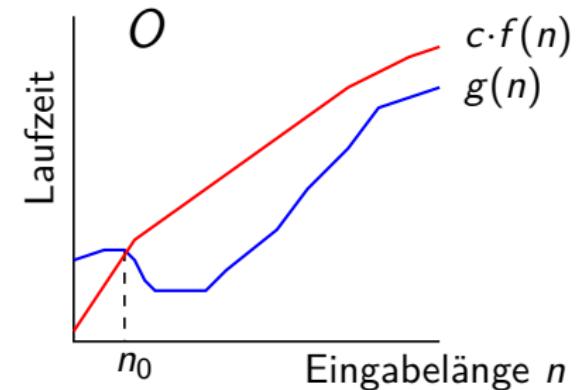
Die Klasse Groß-O (I)

Seien f und g Funktionen von \mathbb{N} (Eingabelänge) nach $\mathbb{R}_{\geq 0}$ (Laufzeit) und $c > 0$.

$O(f)$ ist die Menge von Funktionen, die **nicht schneller** als f wachsen.

- $g \in O(f)$ heißt: $c \cdot f(n)$ ist **obere Schranke** für $g(n)$.

Diese Eigenschaft gilt ab einer Konstanten n_0 ; Werte unter n_0 werden vernachlässigt.



Definition

$g \in O(f)$ gdw. $\exists c > 0, n_0$ mit $\forall n \geq n_0 : 0 \leq g(n) \leq c \cdot f(n)$.

Beispiel

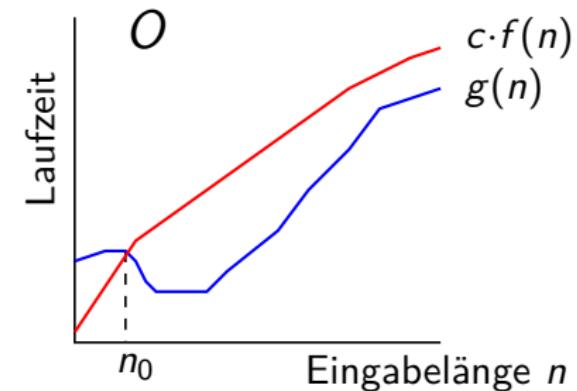
Die Klasse Groß-O (I)

Seien f und g Funktionen von \mathbb{N} (Eingabelänge) nach $\mathbb{R}_{\geq 0}$ (Laufzeit) und $c > 0$.

$O(f)$ ist die Menge von Funktionen, die **nicht schneller** als f wachsen.

- $g \in O(f)$ heißt: $c \cdot f(n)$ ist **obere Schranke** für $g(n)$.

Diese Eigenschaft gilt ab einer Konstanten n_0 ; Werte unter n_0 werden vernachlässigt.



Definition (alternativ)

$g \in O(f)$ gdw. $\limsup_{n \rightarrow \infty} \frac{g(n)}{f(n)} = c \geq 0$ mit $c \neq \infty$.

Die Klasse Groβ-O (II)

Definition

$g \in O(f)$ gdw. $\exists c > 0, n_0$ mit $\forall n \geq n_0 : 0 \leq g(n) \leq c \cdot f(n)$.

Die Klasse Groβ-O (II)

Definition

$g \in O(f)$ gdw. $\exists c > 0, n_0$ mit $\forall n \geq n_0 : 0 \leq g(n) \leq c \cdot f(n)$.

Definition (alternativ)

$g \in O(f)$ gdw. $\limsup_{n \rightarrow \infty} \frac{g(n)}{f(n)} = c \geq 0$ mit $c \neq \infty$.

Die Klasse Groß-O (II)

Definition

$g \in O(f)$ gdw. $\exists c > 0, n_0$ mit $\forall n \geq n_0 : 0 \leq g(n) \leq c \cdot f(n)$.

Definition (alternativ)

$g \in O(f)$ gdw. $\limsup_{n \rightarrow \infty} \frac{g(n)}{f(n)} = c \geq 0$ mit $c \neq \infty$.

Theorem

Es seien $f, g : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{R}$ zwei Funktionen. Es sei nur endlich oft $f(n) = 0$. Dann:

$\limsup_{n \rightarrow \infty} \frac{g(n)}{f(n)}$ existiert gdw. $\exists c > 0, n_0$ mit $\forall n \geq n_0 : g(n) \leq c \cdot f(n)$.

Die Klasse Große-O (III)

Theorem

Es seien $f, g : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{R}$ zwei Funktionen. Es sei nur endlich oft $f(n) = 0$. Dann existiert $\limsup_{n \rightarrow \infty} \frac{g(n)}{f(n)}$ gdw. $\exists c > 0, n_0. \forall n \geq n_0 : g(n) \leq c \cdot f(n)$.

Die Klasse Groβ-O (III)

Theorem

Es seien $f, g : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{R}$ zwei Funktionen. Es sei nur endlich oft $f(n) = 0$. Dann existiert $\limsup_{n \rightarrow \infty} \frac{g(n)}{f(n)}$ gdw. $\exists c > 0, n_0. \forall n \geq n_0 : g(n) \leq c \cdot f(n)$.

Beweis.

„ \Rightarrow “:

Die Klasse Groß-O (III)

Theorem

Es seien $f, g : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{R}$ zwei Funktionen. Es sei nur endlich oft $f(n) = 0$. Dann existiert $\limsup_{n \rightarrow \infty} \frac{g(n)}{f(n)}$ gdw. $\exists c > 0, n_0. \forall n \geq n_0 : g(n) \leq c \cdot f(n)$.

Beweis.

„ \Rightarrow “: Sei $\limsup_{n \rightarrow \infty} \frac{g(n)}{f(n)} = c < \infty$.

Die Klasse Groß-O (III)

Theorem

Es seien $f, g : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{R}$ zwei Funktionen. Es sei nur endlich oft $f(n) = 0$. Dann existiert $\limsup_{n \rightarrow \infty} \frac{g(n)}{f(n)}$ gdw. $\exists c > 0, n_0. \forall n \geq n_0 : g(n) \leq c \cdot f(n)$.

Beweis.

„ \Rightarrow “: Sei $\limsup_{n \rightarrow \infty} \frac{g(n)}{f(n)} = c < \infty$. Für $\varepsilon \geq 0$ es folgt $c + \varepsilon \geq \frac{g(n)}{f(n)}$ und $f(n) \neq 0$ bis auf endlich viele Ausnahmen.

Die Klasse Groß-O (III)

Theorem

Es seien $f, g : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{R}$ zwei Funktionen. Es sei nur endlich oft $f(n) = 0$. Dann existiert $\limsup_{n \rightarrow \infty} \frac{g(n)}{f(n)}$ gdw. $\exists c > 0, n_0. \forall n \geq n_0 : g(n) \leq c \cdot f(n)$.

Beweis.

„ \Rightarrow “: Sei $\limsup_{n \rightarrow \infty} \frac{g(n)}{f(n)} = c < \infty$. Für $\varepsilon \geq 0$ es folgt $c + \varepsilon \geq \frac{g(n)}{f(n)}$ und $f(n) \neq 0$ bis auf endlich viele Ausnahmen. Ab einem $n_0 \in \mathbb{N}$ gilt für alle $n \geq n_0$ also: $c + \varepsilon \geq \frac{g(n)}{f(n)}$;

Die Klasse Groß-O (III)

Theorem

Es seien $f, g : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{R}$ zwei Funktionen. Es sei nur endlich oft $f(n) = 0$. Dann existiert $\limsup_{n \rightarrow \infty} \frac{g(n)}{f(n)}$ gdw. $\exists c > 0, n_0. \forall n \geq n_0 : g(n) \leq c \cdot f(n)$.

Beweis.

„ \Rightarrow “: Sei $\limsup_{n \rightarrow \infty} \frac{g(n)}{f(n)} = c < \infty$. Für $\varepsilon \geq 0$ es folgt $c + \varepsilon \geq \frac{g(n)}{f(n)}$ und $f(n) \neq 0$ bis auf endlich viele Ausnahmen. Ab einem $n_0 \in \mathbb{N}$ gilt für alle $n \geq n_0$ also: $c + \varepsilon \geq \frac{g(n)}{f(n)}$; und damit: $g(n) \leq (c + \varepsilon) \cdot f(n)$.

Die Klasse Groß-O (III)

Theorem

Es seien $f, g : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{R}$ zwei Funktionen. Es sei nur endlich oft $f(n) = 0$. Dann existiert $\limsup_{n \rightarrow \infty} \frac{g(n)}{f(n)}$ gdw. $\exists c > 0, n_0. \forall n \geq n_0 : g(n) \leq c \cdot f(n)$.

Beweis.

„ \Rightarrow “: Sei $\limsup_{n \rightarrow \infty} \frac{g(n)}{f(n)} = c < \infty$. Für $\varepsilon \geq 0$ es folgt $c + \varepsilon \geq \frac{g(n)}{f(n)}$ und $f(n) \neq 0$ bis auf endlich viele Ausnahmen. Ab einem $n_0 \in \mathbb{N}$ gilt für alle $n \geq n_0$ also: $c + \varepsilon \geq \frac{g(n)}{f(n)}$; und damit: $g(n) \leq (c + \varepsilon) \cdot f(n)$.

„ \Leftarrow “:

Die Klasse Groß-O (III)

Theorem

Es seien $f, g : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{R}$ zwei Funktionen. Es sei nur endlich oft $f(n) = 0$. Dann existiert $\limsup_{n \rightarrow \infty} \frac{g(n)}{f(n)}$ gdw. $\exists c > 0, n_0. \forall n \geq n_0 : g(n) \leq c \cdot f(n)$.

Beweis.

„ \Rightarrow “: Sei $\limsup_{n \rightarrow \infty} \frac{g(n)}{f(n)} = c < \infty$. Für $\varepsilon \geq 0$ es folgt $c + \varepsilon \geq \frac{g(n)}{f(n)}$ und $f(n) \neq 0$ bis auf endlich viele Ausnahmen. Ab einem $n_0 \in \mathbb{N}$ gilt für alle $n \geq n_0$ also: $c + \varepsilon \geq \frac{g(n)}{f(n)}$; und damit: $g(n) \leq (c + \varepsilon) \cdot f(n)$.

„ \Leftarrow “: Gegeben seien nun $n'_0, c > 0$ so dass $\forall n \geq n'_0 : g(n) \leq c \cdot f(n)$.

Die Klasse Groß-O (III)

Theorem

Es seien $f, g : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{R}$ zwei Funktionen. Es sei nur endlich oft $f(n) = 0$. Dann existiert $\limsup_{n \rightarrow \infty} \frac{g(n)}{f(n)}$ gdw. $\exists c > 0, n_0. \forall n \geq n_0 : g(n) \leq c \cdot f(n)$.

Beweis.

„ \Rightarrow “: Sei $\limsup_{n \rightarrow \infty} \frac{g(n)}{f(n)} = c < \infty$. Für $\varepsilon \geq 0$ es folgt $c + \varepsilon \geq \frac{g(n)}{f(n)}$ und $f(n) \neq 0$ bis auf endlich viele Ausnahmen. Ab einem $n_0 \in \mathbb{N}$ gilt für alle $n \geq n_0$ also: $c + \varepsilon \geq \frac{g(n)}{f(n)}$; und damit: $g(n) \leq (c + \varepsilon) \cdot f(n)$.

„ \Leftarrow “: Gegeben seien nun $n'_0, c > 0$ so dass $\forall n \geq n'_0 : g(n) \leq c \cdot f(n)$. Ab einem $n_0 \geq n'_0$ gilt (wie oben) außerdem $f(n) \neq 0$ für alle $n \geq n_0$.

Die Klasse Groß-O (III)

Theorem

Es seien $f, g : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{R}$ zwei Funktionen. Es sei nur endlich oft $f(n) = 0$. Dann existiert $\limsup_{n \rightarrow \infty} \frac{g(n)}{f(n)}$ gdw. $\exists c > 0, n_0. \forall n \geq n_0 : g(n) \leq c \cdot f(n)$.

Beweis.

„ \Rightarrow “: Sei $\limsup_{n \rightarrow \infty} \frac{g(n)}{f(n)} = c < \infty$. Für $\varepsilon \geq 0$ es folgt $c + \varepsilon \geq \frac{g(n)}{f(n)}$ und $f(n) \neq 0$ bis auf endlich viele Ausnahmen. Ab einem $n_0 \in \mathbb{N}$ gilt für alle $n \geq n_0$ also: $c + \varepsilon \geq \frac{g(n)}{f(n)}$; und damit: $g(n) \leq (c + \varepsilon) \cdot f(n)$.

„ \Leftarrow “: Gegeben seien nun $n'_0, c > 0$ so dass $\forall n \geq n'_0 : g(n) \leq c \cdot f(n)$. Ab einem $n_0 \geq n'_0$ gilt (wie oben) außerdem $f(n) \neq 0$ für alle $n \geq n_0$. Damit ist $\forall n \geq n_0 : 0 \leq \frac{g(n)}{f(n)} \leq c$.

Die Klasse Groß-O (III)

Theorem

Es seien $f, g : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{R}$ zwei Funktionen. Es sei nur endlich oft $f(n) = 0$. Dann existiert $\limsup_{n \rightarrow \infty} \frac{g(n)}{f(n)}$ gdw. $\exists c > 0, n_0. \forall n \geq n_0 : g(n) \leq c \cdot f(n)$.

Beweis.

„ \Rightarrow “: Sei $\limsup_{n \rightarrow \infty} \frac{g(n)}{f(n)} = c < \infty$. Für $\varepsilon \geq 0$ es folgt $c + \varepsilon \geq \frac{g(n)}{f(n)}$ und $f(n) \neq 0$ bis auf endlich viele Ausnahmen. Ab einem $n_0 \in \mathbb{N}$ gilt für alle $n \geq n_0$ also: $c + \varepsilon \geq \frac{g(n)}{f(n)}$; und damit: $g(n) \leq (c + \varepsilon) \cdot f(n)$.

„ \Leftarrow “: Gegeben seien nun $n'_0, c > 0$ so dass $\forall n \geq n'_0 : g(n) \leq c \cdot f(n)$. Ab einem $n_0 \geq n'_0$ gilt (wie oben) außerdem $f(n) \neq 0$ für alle $n \geq n_0$. Damit ist $\forall n \geq n_0 : 0 \leq \frac{g(n)}{f(n)} \leq c$.

Die Folge $a_n = \frac{g(n)}{f(n)}$ ist in $[0, c]$, also beschränkt und abgeschlossen.

Die Klasse Groß-O (III)

Theorem

Es seien $f, g : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{R}$ zwei Funktionen. Es sei nur endlich oft $f(n) = 0$. Dann existiert $\limsup_{n \rightarrow \infty} \frac{g(n)}{f(n)}$ gdw. $\exists c > 0, n_0. \forall n \geq n_0 : g(n) \leq c \cdot f(n)$.

Beweis.

„ \Rightarrow “: Sei $\limsup_{n \rightarrow \infty} \frac{g(n)}{f(n)} = c < \infty$. Für $\varepsilon \geq 0$ es folgt $c + \varepsilon \geq \frac{g(n)}{f(n)}$ und $f(n) \neq 0$ bis auf endlich viele Ausnahmen. Ab einem $n_0 \in \mathbb{N}$ gilt für alle $n \geq n_0$ also: $c + \varepsilon \geq \frac{g(n)}{f(n)}$; und damit: $g(n) \leq (c + \varepsilon) \cdot f(n)$.

„ \Leftarrow “: Gegeben seien nun $n'_0, c > 0$ so dass $\forall n \geq n'_0 : g(n) \leq c \cdot f(n)$. Ab einem $n_0 \geq n'_0$ gilt (wie oben) außerdem $f(n) \neq 0$ für alle $n \geq n_0$. Damit ist $\forall n \geq n_0 : 0 \leq \frac{g(n)}{f(n)} \leq c$.

Die Folge $a_n = \frac{g(n)}{f(n)}$ ist in $[0, c]$, also beschränkt und abgeschlossen. Dann existiert $\limsup_{n \rightarrow \infty} a_n < \infty$.



Die Klasse Groβ-O (IV)

Definition

$g \in O(f)$ gdw. $\exists c > 0, n_0$ mit $\forall n \geq n_0 : 0 \leq g(n) \leq c \cdot f(n)$.

Definition (alternativ)

$g \in O(f)$ gdw. $\limsup_{n \rightarrow \infty} \frac{g(n)}{f(n)} = c \geq 0$ mit $c \neq \infty$.

Die Klasse Groß-O (IV)

Definition

$g \in O(f)$ gdw. $\exists c > 0, n_0$ mit $\forall n \geq n_0 : 0 \leq g(n) \leq c \cdot f(n)$.

Definition (alternativ)

$g \in O(f)$ gdw. $\limsup_{n \rightarrow \infty} \frac{g(n)}{f(n)} = c \geq 0$ mit $c \neq \infty$.

Beispiel

Betrachte $g(n) = 3n^2 + 10n + 6$. Dann ist:

Die Klasse Groß-O (IV)

Definition

$g \in O(f)$ gdw. $\exists c > 0, n_0$ mit $\forall n \geq n_0 : 0 \leq g(n) \leq c \cdot f(n)$.

Definition (alternativ)

$g \in O(f)$ gdw. $\limsup_{n \rightarrow \infty} \frac{g(n)}{f(n)} = c \geq 0$ mit $c \neq \infty$.

Beispiel

Betrachte $g(n) = 3n^2 + 10n + 6$. Dann ist:

- $g \notin O(n)$, da $\limsup_{n \rightarrow \infty} g(n)/n = \infty$.

Die Klasse Groß-O (IV)

Definition

$g \in O(f)$ gdw. $\exists c > 0, n_0$ mit $\forall n \geq n_0 : 0 \leq g(n) \leq c \cdot f(n)$.

Definition (alternativ)

$g \in O(f)$ gdw. $\limsup_{n \rightarrow \infty} \frac{g(n)}{f(n)} = c \geq 0$ mit $c \neq \infty$.

Beispiel

Betrachte $g(n) = 3n^2 + 10n + 6$. Dann ist:

- $g \notin O(n)$, da $\limsup_{n \rightarrow \infty} g(n)/n = \infty$.
- $g \in O(n^2)$, da $g(n) \leq 20n^2$ für $n \geq 1$.

Die Klasse GroB-O (IV)

Definition

$g \in O(f)$ gdw. $\exists c > 0, n_0$ mit $\forall n \geq n_0 : 0 \leq g(n) \leq c \cdot f(n)$.

Definition (alternativ)

$g \in O(f)$ gdw. $\limsup_{n \rightarrow \infty} \frac{g(n)}{f(n)} = c \geq 0$ mit $c \neq \infty$.

Beispiel

Betrachte $g(n) = 3n^2 + 10n + 6$. Dann ist:

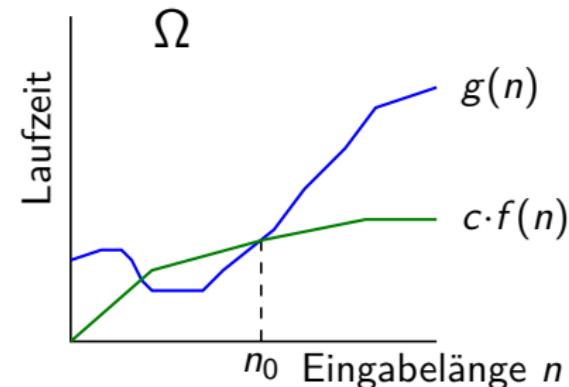
- $g \notin O(n)$, da $\limsup_{n \rightarrow \infty} g(n)/n = \infty$.
- $g \in O(n^2)$, da $g(n) \leq 20n^2$ für $n \geq 1$.
- $g \in O(n^3)$, da $g(n) \leq \frac{1}{10}n^3$ für n hinreichend groß.

Die Klasse Groß-Omega (I)

$\Omega(f)$ ist die Menge von Funktionen, die **nicht langsamer** als f wachsen.

- $g \in \Omega(f)$ heißt: $c \cdot f(n)$ ist **untere** Schranke für $g(n)$.

Diese Eigenschaft gilt ab einer Konstanten n_0 ; Werte unter n_0 werden vernachlässigt.

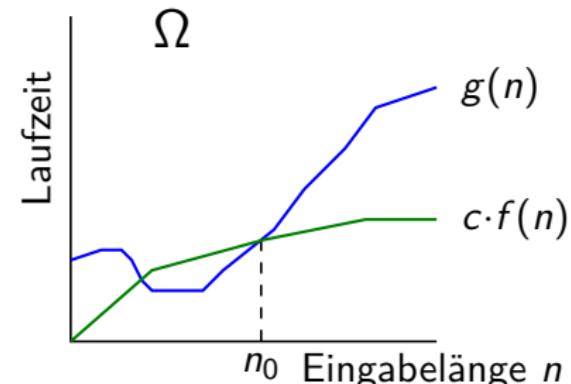


Die Klasse Groß-Omega (I)

$\Omega(f)$ ist die Menge von Funktionen, die **nicht langsamer** als f wachsen.

- $g \in \Omega(f)$ heißt: $c \cdot f(n)$ ist **untere** Schranke für $g(n)$.

Diese Eigenschaft gilt ab einer Konstanten n_0 ; Werte unter n_0 werden vernachlässigt.



Definition

$g \in \Omega(f)$ gdw. $\exists c > 0, n_0$ mit $\forall n \geq n_0 : c \cdot f(n) \leq g(n)$.

Definition (alternativ)

$g \in \Omega(f)$ gdw. $\liminf_{n \rightarrow \infty} \frac{g(n)}{f(n)} > 0$.

Die Klasse Groß-Omega (II)

Definition

$g \in \Omega(f)$ gdw. $\exists c > 0, n_0$ mit $\forall n \geq n_0 : c \cdot f(n) \leq g(n)$.

Die Klasse Groß-Omega (II)

Definition

$g \in \Omega(f)$ gdw. $\exists c > 0, n_0$ mit $\forall n \geq n_0 : c \cdot f(n) \leq g(n)$.

Definition (alternativ)

$g \in \Omega(f)$ gdw. $\liminf_{n \rightarrow \infty} \frac{g(n)}{f(n)} > 0$.

Die Klasse Groß-Omega (II)

Definition

$g \in \Omega(f)$ gdw. $\exists c > 0, n_0$ mit $\forall n \geq n_0 : c \cdot f(n) \leq g(n)$.

Definition (alternativ)

$g \in \Omega(f)$ gdw. $\liminf_{n \rightarrow \infty} \frac{g(n)}{f(n)} > 0$.

Beispiel

Betrachte $g(n) = 3n^2 + 10n + 6$. Dann ist:

Die Klasse Groß-Omega (II)

Definition

$g \in \Omega(f)$ gdw. $\exists c > 0, n_0$ mit $\forall n \geq n_0 : c \cdot f(n) \leq g(n)$.

Definition (alternativ)

$g \in \Omega(f)$ gdw. $\liminf_{n \rightarrow \infty} \frac{g(n)}{f(n)} > 0$.

Beispiel

Betrachte $g(n) = 3n^2 + 10n + 6$. Dann ist:

- $g \in \Omega(n)$, da $\liminf_{n \rightarrow \infty} g(n)/n = \infty > 0$.

Die Klasse Groß-Omega (II)

Definition

$g \in \Omega(f)$ gdw. $\exists c > 0, n_0$ mit $\forall n \geq n_0 : c \cdot f(n) \leq g(n)$.

Definition (alternativ)

$g \in \Omega(f)$ gdw. $\liminf_{n \rightarrow \infty} \frac{g(n)}{f(n)} > 0$.

Beispiel

Betrachte $g(n) = 3n^2 + 10n + 6$. Dann ist:

- $g \in \Omega(n)$, da $\liminf_{n \rightarrow \infty} g(n)/n = \infty > 0$.
- $g \in \Omega(n^2)$, da $\liminf_{n \rightarrow \infty} g(n)/n^2 = 3 > 0$.

Die Klasse Groß-Omega (II)

Definition

$g \in \Omega(f)$ gdw. $\exists c > 0, n_0$ mit $\forall n \geq n_0 : c \cdot f(n) \leq g(n)$.

Definition (alternativ)

$g \in \Omega(f)$ gdw. $\liminf_{n \rightarrow \infty} \frac{g(n)}{f(n)} > 0$.

Beispiel

Betrachte $g(n) = 3n^2 + 10n + 6$. Dann ist:

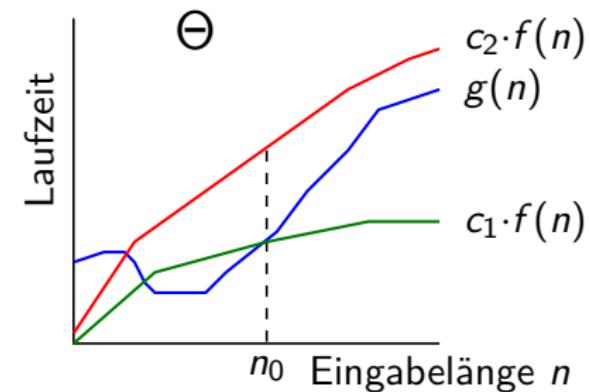
- $g \in \Omega(n)$, da $\liminf_{n \rightarrow \infty} g(n)/n = \infty > 0$.
- $g \in \Omega(n^2)$, da $\liminf_{n \rightarrow \infty} g(n)/n^2 = 3 > 0$.
- $g \notin \Omega(n^3)$, da $g(n) \leq 5n^3$ für $n \geq 2$.

Die Klasse Groß-Theta (I)

$\Theta(f)$ ist die Menge von Funktionen, die **genauso schnell** wie f wachsen.

- $g \in \Theta(f)$ heißt:
 $c_2 \cdot f(n)$ ist **obere Schranke** **und**
 $c_1 \cdot f(n)$ ist **untere Schranke**
 für $g(n)$.

Diese Eigenschaft gilt ab einer Konstanten n_0 ; Werte unter n_0 werden vernachlässigt.



Die Klasse Groß-Theta (I)

$\Theta(f)$ ist die Menge von Funktionen, die **genauso schnell** wie f wachsen.

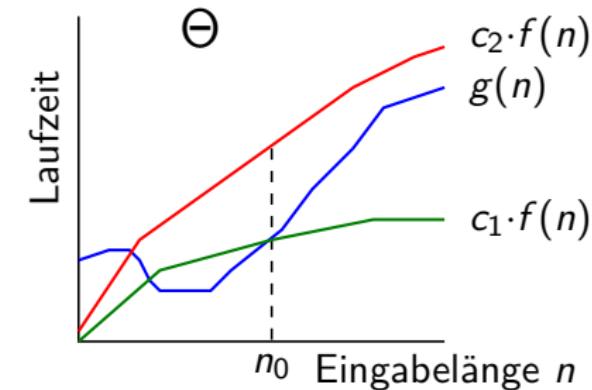
- $g \in \Theta(f)$ heißt:
 $c_2 \cdot f(n)$ ist **obere** Schranke **und**
 $c_1 \cdot f(n)$ ist **untere** Schranke
 für $g(n)$.

Diese Eigenschaft gilt ab einer Konstanten n_0 ; Werte unter n_0 werden vernachlässigt.

Die Klasse Groß-Theta liefert eine **obere und untere** Schranke für die Komplexität einer Funktion.

Definition

$g \in \Theta(f)$ gdw. $\exists c_1, c_2 > 0, n_0$ mit $\forall n \geq n_0 : c_1 \cdot f(n) \leq g(n) \leq c_2 \cdot f(n)$.



Die Klassen O , Ω und Θ

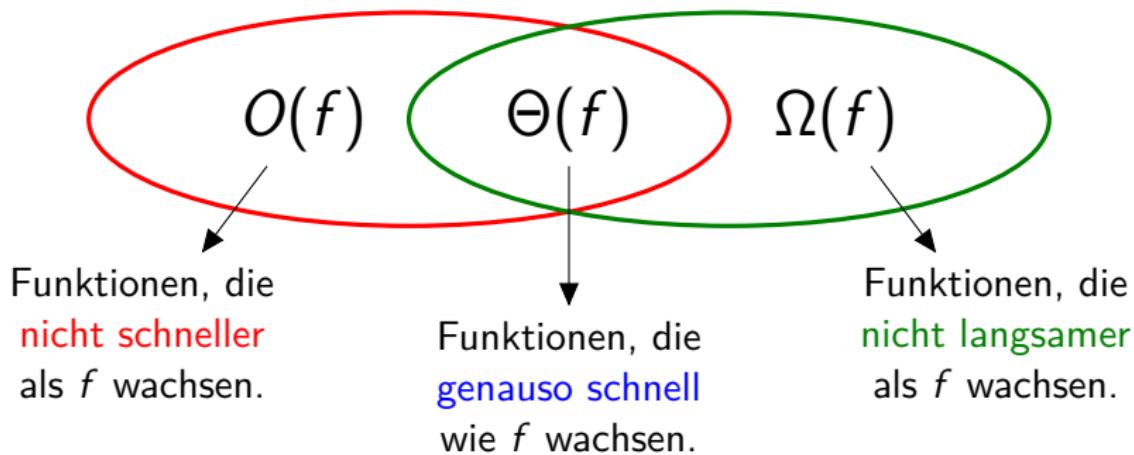
Beziehung zwischen O , Ω und Θ

$g \in \Theta(f)$ gdw. $g \in O(f)$ und $g \in \Omega(f)$.

Die Klassen O , Ω und Θ

Beziehung zwischen O , Ω und Θ

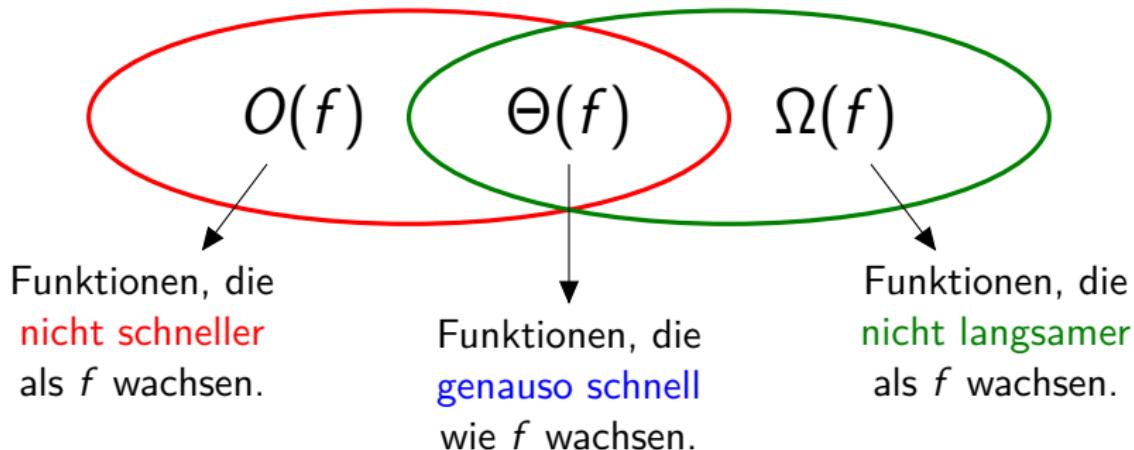
$g \in \Theta(f)$ gdw. $g \in O(f)$ und $g \in \Omega(f)$.



Die Klassen O , Ω und Θ

Beziehung zwischen O , Ω und Θ

$g \in \Theta(f)$ gdw. $g \in O(f)$ und $g \in \Omega(f)$.



Lemma

$g \in \Theta(f)$ wenn $\lim_{n \rightarrow \infty} \frac{g(n)}{f(n)} = c$ für ein $0 < c < \infty$.

Die Klasse Groß-Theta (II)

Definition

$g \in \Theta(f)$ gdw. $\exists c_1, c_2 > 0, n_0$ mit $\forall n \geq n_0 : c_1 \cdot f(n) \leq g(n) \leq c_2 \cdot f(n)$.

Die Klasse Groß-Theta (II)

Definition

$g \in \Theta(f)$ gdw. $\exists c_1, c_2 > 0, n_0$ mit $\forall n \geq n_0 : c_1 \cdot f(n) \leq g(n) \leq c_2 \cdot f(n)$.

Lemma

$g \in \Theta(f)$ wenn $\lim_{n \rightarrow \infty} \frac{g(n)}{f(n)} = c$ für ein $0 < c < \infty$.

Die Klasse Groß-Theta (II)

Definition

$g \in \Theta(f)$ gdw. $\exists c_1, c_2 > 0, n_0$ mit $\forall n \geq n_0 : c_1 \cdot f(n) \leq g(n) \leq c_2 \cdot f(n)$.

Lemma

$g \in \Theta(f)$ wenn $\lim_{n \rightarrow \infty} \frac{g(n)}{f(n)} = c$ für ein $0 < c < \infty$.

Beispiel

Betrachte $g(n) = 3n^2 + 10n + 6$. Dann ist:

Die Klasse Groß-Theta (II)

Definition

$g \in \Theta(f)$ gdw. $\exists c_1, c_2 > 0, n_0$ mit $\forall n \geq n_0 : c_1 \cdot f(n) \leq g(n) \leq c_2 \cdot f(n)$.

Lemma

$g \in \Theta(f)$ wenn $\lim_{n \rightarrow \infty} \frac{g(n)}{f(n)} = c$ für ein $0 < c < \infty$.

Beispiel

Betrachte $g(n) = 3n^2 + 10n + 6$. Dann ist:

- $g \notin \Theta(n)$, da zwar $g \in \Omega(n)$, aber $g \notin O(n)$.

Die Klasse Groß-Theta (II)

Definition

$g \in \Theta(f)$ gdw. $\exists c_1, c_2 > 0, n_0$ mit $\forall n \geq n_0 : c_1 \cdot f(n) \leq g(n) \leq c_2 \cdot f(n)$.

Lemma

$g \in \Theta(f)$ wenn $\lim_{n \rightarrow \infty} \frac{g(n)}{f(n)} = c$ für ein $0 < c < \infty$.

Beispiel

Betrachte $g(n) = 3n^2 + 10n + 6$. Dann ist:

- $g \notin \Theta(n)$, da zwar $g \in \Omega(n)$, aber $g \notin O(n)$.
- $g \in \Theta(n^2)$, da $\lim_{n \rightarrow \infty} g(n)/n^2 = 3$.

Die Klasse Groß-Theta (II)

Definition

$g \in \Theta(f)$ gdw. $\exists c_1, c_2 > 0, n_0$ mit $\forall n \geq n_0 : c_1 \cdot f(n) \leq g(n) \leq c_2 \cdot f(n)$.

Lemma

$g \in \Theta(f)$ wenn $\lim_{n \rightarrow \infty} \frac{g(n)}{f(n)} = c$ für ein $0 < c < \infty$.

Beispiel

Betrachte $g(n) = 3n^2 + 10n + 6$. Dann ist:

- $g \notin \Theta(n)$, da zwar $g \in \Omega(n)$, aber $g \notin O(n)$.
- $g \in \Theta(n^2)$, da $\lim_{n \rightarrow \infty} g(n)/n^2 = 3$.
- $g \notin \Theta(n^3)$, da zwar $g \in O(n^3)$, aber $g \notin \Omega(n^3)$.

Beispiel: Fibonacci-Zahlen

Wachstum einer Kaninchenpopulation

- ▶ Zu Beginn gibt es ein Paar geschlechtsreifer Kaninchen.
- ▶ Jedes neugeborene Paar wird im zweiten Lebensmonat geschlechtsreif.
- ▶ Jedes geschlechtsreife Paar wirft pro Monat ein weiteres Paar.
- ▶ Sie sterben nie und hören niemals auf.

Beispiel: Fibonacci-Zahlen

Wachstum einer Kaninchenpopulation

- ▶ Zu Beginn gibt es ein Paar geschlechtsreifer Kaninchen.
- ▶ Jedes neugeborene Paar wird im zweiten Lebensmonat geschlechtsreif.
- ▶ Jedes geschlechtsreife Paar wirft pro Monat ein weiteres Paar.
- ▶ Sie sterben nie und hören niemals auf.

$$Fib(0) = 0 \quad \text{und} \quad Fib(1) = 1$$

$$Fib(n+2) = Fib(n+1) + Fib(n) \quad \text{für } n \geq 0.$$

Beispiel: Fibonacci-Zahlen

Wachstum einer Kaninchenpopulation

- ▶ Zu Beginn gibt es ein Paar geschlechtsreifer Kaninchen.
- ▶ Jedes neugeborene Paar wird im zweiten Lebensmonat geschlechtsreif.
- ▶ Jedes geschlechtsreife Paar wirft pro Monat ein weiteres Paar.
- ▶ Sie sterben nie und hören niemals auf.

$$Fib(0) = 0 \quad \text{und} \quad Fib(1) = 1$$

$$Fib(n+2) = Fib(n+1) + Fib(n) \quad \text{für } n \geq 0.$$

n	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	...
$Fib(n)$	0	1	1	2	3	5	8	13	21	34	...

Beispiel: Fibonacci-Zahlen

Wachstum einer Kaninchenpopulation

- ▶ Zu Beginn gibt es ein Paar geschlechtsreifer Kaninchen.
- ▶ Jedes neugeborene Paar wird im zweiten Lebensmonat geschlechtsreif.
- ▶ Jedes geschlechtsreife Paar wirft pro Monat ein weiteres Paar.
- ▶ Sie sterben nie und hören niemals auf.

$$Fib(0) = 0 \quad \text{und} \quad Fib(1) = 1$$

$$Fib(n+2) = Fib(n+1) + Fib(n) \quad \text{für } n \geq 0.$$

n	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	...
$Fib(n)$	0	1	1	2	3	5	8	13	21	34	...

$$Fib(n) \in O(2^n) \text{ und } Fib(n) \in \Omega\left(2^{\frac{n}{2}}\right)$$

Einige elementare Eigenschaften

Reflexivität

- ▶ $f \in O(f)$, $f \in \Omega(f)$, $f \in \Theta(f)$.

Einige elementare Eigenschaften

Reflexivität

- ▶ $f \in O(f)$, $f \in \Omega(f)$, $f \in \Theta(f)$.

Transitivität

- ▶ Aus $f \in O(g)$ und $g \in O(h)$ folgt $f \in O(h)$.

Einige elementare Eigenschaften

Reflexivität

- ▶ $f \in O(f)$, $f \in \Omega(f)$, $f \in \Theta(f)$.

Transitivität

- ▶ Aus $f \in O(g)$ und $g \in O(h)$ folgt $f \in O(h)$.
- ▶ Aus $f \in \Omega(g)$ und $g \in \Omega(h)$ folgt $f \in \Omega(h)$.

Einige elementare Eigenschaften

Reflexivität

- ▶ $f \in O(f)$, $f \in \Omega(f)$, $f \in \Theta(f)$.

Transitivität

- ▶ Aus $f \in O(g)$ und $g \in O(h)$ folgt $f \in O(h)$.
- ▶ Aus $f \in \Omega(g)$ und $g \in \Omega(h)$ folgt $f \in \Omega(h)$.
- ▶ Aus $f \in \Theta(g)$ und $g \in \Theta(h)$ folgt $f \in \Theta(h)$.

Einige elementare Eigenschaften

Reflexivität

- ▶ $f \in O(f)$, $f \in \Omega(f)$, $f \in \Theta(f)$.

Transitivität

- ▶ Aus $f \in O(g)$ und $g \in O(h)$ folgt $f \in O(h)$.
- ▶ Aus $f \in \Omega(g)$ und $g \in \Omega(h)$ folgt $f \in \Omega(h)$.
- ▶ Aus $f \in \Theta(g)$ und $g \in \Theta(h)$ folgt $f \in \Theta(h)$.

Symmetrie von Θ

- ▶ $f \in \Theta(g)$ gdw. $g \in \Theta(f)$.

Einige elementare Eigenschaften

Reflexivität

- ▶ $f \in O(f)$, $f \in \Omega(f)$, $f \in \Theta(f)$.

Transitivität

- ▶ Aus $f \in O(g)$ und $g \in O(h)$ folgt $f \in O(h)$.
- ▶ Aus $f \in \Omega(g)$ und $g \in \Omega(h)$ folgt $f \in \Omega(h)$.
- ▶ Aus $f \in \Theta(g)$ und $g \in \Theta(h)$ folgt $f \in \Theta(h)$.

Symmetrie von Θ

- ▶ $f \in \Theta(g)$ gdw. $g \in \Theta(f)$.

Beziehung zwischen O und Ω

- ▶ $f \in O(g)$ gdw. $g \in \Omega(f)$.

Beispiel

Die folgenden 3 Aussagen sind alle gültig:

- (a) $\log_a n \in \Theta(\log_b n)$, (b) $\log_b n \in \Theta(\log_a n)$, (c) $O(\log_a n) = O(\log_b n)$.

Beispiel

Die folgenden 3 Aussagen sind alle gültig:

- (a) $\log_a n \in \Theta(\log_b n)$, (b) $\log_b n \in \Theta(\log_a n)$, (c) $O(\log_a n) = O(\log_b n)$.

Beweis.

Wir beweisen (c).

Beispiel

Die folgenden 3 Aussagen sind alle gültig:

- (a) $\log_a n \in \Theta(\log_b n)$, (b) $\log_b n \in \Theta(\log_a n)$, (c) $O(\log_a n) = O(\log_b n)$.

Beweis.

Wir beweisen (c). Zu zeigen: $\exists c_1, c_2 > 0$, so dass

$$\underbrace{\log_a n \leq c_1 \cdot \log_b n}_{\log_a n \in O(\log_b n)} \quad \text{und} \quad \underbrace{\log_b n \leq c_2 \cdot \log_a n}_{\log_b n \in O(\log_a n)}.$$

Beispiel

Die folgenden 3 Aussagen sind alle gültig:

- (a) $\log_a n \in \Theta(\log_b n)$, (b) $\log_b n \in \Theta(\log_a n)$, (c) $O(\log_a n) = O(\log_b n)$.

Beweis.

Wir beweisen (c). Zu zeigen: $\exists c_1, c_2 > 0$, so dass

$$\underbrace{\log_a n \leq c_1 \cdot \log_b n}_{\log_a n \in O(\log_b n)} \quad \text{und} \quad \underbrace{\log_b n \leq c_2 \cdot \log_a n}_{\log_b n \in O(\log_a n)}.$$

Dann: $\log_a n \leq c_1 \cdot \log_b n \Leftrightarrow \log_a n \leq c_1 \cdot \frac{\log_a n}{\log_a b} \Leftrightarrow \log_a b \leq c_1$

Beispiel

Die folgenden 3 Aussagen sind alle gültig:

(a) $\log_a n \in \Theta(\log_b n)$, (b) $\log_b n \in \Theta(\log_a n)$, (c) $O(\log_a n) = O(\log_b n)$.

Beweis.

Wir beweisen (c). Zu zeigen: $\exists c_1, c_2 > 0$, so dass

$$\underbrace{\log_a n \leq c_1 \cdot \log_b n}_{\log_a n \in O(\log_b n)} \quad \text{und} \quad \underbrace{\log_b n \leq c_2 \cdot \log_a n}_{\log_b n \in O(\log_a n)}.$$

$$\text{Dann: } \log_a n \leq c_1 \cdot \log_b n \Leftrightarrow \log_a n \leq c_1 \cdot \frac{\log_a n}{\log_a b} \Leftrightarrow \log_a b \leq c_1$$

Wähle $c_1 \geq \lceil \log_a b \rceil$.

Beispiel

Die folgenden 3 Aussagen sind alle gültig:

(a) $\log_a n \in \Theta(\log_b n)$, (b) $\log_b n \in \Theta(\log_a n)$, (c) $O(\log_a n) = O(\log_b n)$.

Beweis.

Wir beweisen (c). Zu zeigen: $\exists c_1, c_2 > 0$, so dass

$$\underbrace{\log_a n \leq c_1 \cdot \log_b n}_{\log_a n \in O(\log_b n)} \quad \text{und} \quad \underbrace{\log_b n \leq c_2 \cdot \log_a n}_{\log_b n \in O(\log_a n)}.$$

$$\text{Dann: } \log_a n \leq c_1 \cdot \log_b n \Leftrightarrow \log_a n \leq c_1 \cdot \frac{\log_a n}{\log_a b} \Leftrightarrow \log_a b \leq c_1$$

Wähle $c_1 \geq \lceil \log_a b \rceil$.

Analog erhalten wir $\log_b a \leq c_2$; dann wähle $c_2 \geq \lceil \log_b a \rceil$.

Beispiel

Die folgenden 3 Aussagen sind alle gültig:

- (a) $\log_a n \in \Theta(\log_b n)$, (b) $\log_b n \in \Theta(\log_a n)$, (c) $O(\log_a n) = O(\log_b n)$.

Beweis.

Wir beweisen (c). Zu zeigen: $\exists c_1, c_2 > 0$, so dass

$$\underbrace{\log_a n \leq c_1 \cdot \log_b n}_{\log_a n \in O(\log_b n)} \quad \text{und} \quad \underbrace{\log_b n \leq c_2 \cdot \log_a n}_{\log_b n \in O(\log_a n)}.$$

$$\text{Dann: } \log_a n \leq c_1 \cdot \log_b n \Leftrightarrow \log_a n \leq c_1 \cdot \frac{\log_a n}{\log_a b} \Leftrightarrow \log_a b \leq c_1$$

Wähle $c_1 \geq \lceil \log_a b \rceil$.

Analog erhalten wir $\log_b a \leq c_2$; dann wähle $c_2 \geq \lceil \log_b a \rceil$.

Die Aussagen (a) und (b) folgen auf ähnliche Weise. □

Die Klassen Klein-O, Klein-Omega

$o(f)$ ist die *Menge* von Funktionen, die **echt langsamer** als f wachsen.

Die Klassen Klein-O, Klein-Omega

$o(f)$ ist die Menge von Funktionen, die echt langsamer als f wachsen.

Definition

$g \in o(f)$ gdw. $\forall c > 0, \exists n_0$ mit $\forall n \geq n_0 : 0 \leq g(n) < c \cdot f(n)$.

$\omega(f)$ ist die Menge von Funktionen, die echt schneller als f wachsen.

Die Klassen Klein-O, Klein-Omega

$o(f)$ ist die Menge von Funktionen, die **echt langsamer** als f wachsen.

Definition

$g \in o(f)$ gdw. $\forall c > 0, \exists n_0$ mit $\forall n \geq n_0 : 0 \leq g(n) < c \cdot f(n)$.

$\omega(f)$ ist die Menge von Funktionen, die **echt schneller** als f wachsen.

Definition

$g \in \omega(f)$ gdw. $\forall c > 0, \exists n_0$ mit $\forall n \geq n_0 : c \cdot f(n) < g(n)$.

Die Klassen Klein-O, Klein-Omega

$o(f)$ ist die Menge von Funktionen, die **echt langsamer** als f wachsen.

Definition

$g \in o(f)$ gdw. $\forall c > 0, \exists n_0$ mit $\forall n \geq n_0 : 0 \leq g(n) < c \cdot f(n)$.

$\omega(f)$ ist die Menge von Funktionen, die **echt schneller** als f wachsen.

Definition

$g \in \omega(f)$ gdw. $\forall c > 0, \exists n_0$ mit $\forall n \geq n_0 : c \cdot f(n) < g(n)$.

Beziehung zwischen o und ω

- ▶ $f \in o(g)$ gdw. $g \in \omega(f)$.

Übersicht

1 Asymptotische Betrachtung

- Begründung
- Grenzwerte

2 Asymptotische Komplexitätsklassen

- Die Klasse Gro β -O
- Die Klasse Gro β -Omega
- Die Klasse Gro β -Theta

3 Platzkomplexität

Platzkomplexität

Platzkomplexität

Unter der Platzkomplexität eines Problems versteht man den (minimalen) Bedarf an **Speicherplatz** eines Algorithmus zur Lösung dieses Problems, in Abhängigkeit von der Länge der Eingabe.

Platzkomplexität

Platzkomplexität

Unter der Platzkomplexität eines Problems versteht man den (minimalen) Bedarf an **Speicherplatz** eines Algorithmus zur Lösung dieses Problems, in Abhängigkeit von der Länge der Eingabe.

Platzkomplexität

- ▶ Nicht nur die Zeitkomplexität, sondern auch der **Speicherbedarf** ist wichtig!

Platzkomplexität

Platzkomplexität

Unter der Platzkomplexität eines Problems versteht man den (minimalen) Bedarf an **Speicherplatz** eines Algorithmus zur Lösung dieses Problems, in Abhängigkeit von der Länge der Eingabe.

Platzkomplexität

- ▶ Nicht nur die Zeitkomplexität, sondern auch der **Speicherbedarf** ist wichtig!
- ▶ Dilemma: Eine Reduktion der Zeitkomplexität führt oft zur Erhöhung der Platzkomplexität, und vice versa.

Platzkomplexität

Platzkomplexität

Unter der Platzkomplexität eines Problems versteht man den (minimalen) Bedarf an **Speicherplatz** eines Algorithmus zur Lösung dieses Problems, in Abhängigkeit von der Länge der Eingabe.

Platzkomplexität

- ▶ Nicht nur die Zeitkomplexität, sondern auch der **Speicherbedarf** ist wichtig!
- ▶ Dilemma: Eine Reduktion der Zeitkomplexität führt oft zur Erhöhung der Platzkomplexität, und vice versa.
- ▶ Dies werden wir in später in der DSAL Vorlesung öfters feststellen.

Beispiel: Platzkomplexität von Liedern [Knuth, 1984]

Beispiel

Betrachte eine Lied mit n Wörter, d. h. die Eingabelänge ist n .

Was ist die benötigte Platzkomplexität $S(n)$ um ein Lied der Länge n zu singen?

Beispiel: Platzkomplexität von Liedern [Knuth, 1984]

Beispiel

Betrachte eine Lied mit n Wörter, d. h. die Eingabelänge ist n .

Was ist die benötigte Platzkomplexität $S(n)$ um ein Lied der Länge n zu singen?

Obere und untere Schranken

Beispiel: Platzkomplexität von Liedern [Knuth, 1984]

Beispiel

Betrachte eine Lied mit n Wörter, d. h. die Eingabelänge ist n .

Was ist die benötigte Platzkomplexität $S(n)$ um ein Lied der Länge n zu singen?

Obere und untere Schranken

1. $S(n) \in O(n)$, da höchstens n verschiedene Wörter gespeichert werden müssen.

Beispiel: Platzkomplexität von Liedern [Knuth, 1984]

Beispiel

Betrachte eine Lied mit n Wörter, d. h. die Eingabelänge ist n .

Was ist die benötigte Platzkomplexität $S(n)$ um ein Lied der Länge n zu singen?

Obere und untere Schranken

1. $S(n) \in O(n)$, da höchstens n verschiedene Wörter gespeichert werden müssen.
2. $S(n) \in \Omega(1)$, da wir mindestens eine Sache über das Lied wissen müssen, um es singen zu können.

Beispiel: Platzkomplexität von Liedern [Knuth, 1984]

Beispiel

Betrachte eine Lied mit n Wörter, d. h. die Eingabelänge ist n .

Was ist die benötigte Platzkomplexität $S(n)$ um ein Lied der Länge n zu singen?

Obere und untere Schranken

1. $S(n) \in O(n)$, da höchstens n verschiedene Wörter gespeichert werden müssen.
2. $S(n) \in \Omega(1)$, da wir mindestens eine Sache über das Lied wissen müssen, um es singen zu können.

Kann man die Platzkomplexität durch **Refrains** (= Kehrverse) reduzieren?

Refrains

Refrain

Die Wiederkehr von textlich/musikalisch (wenigstens überwiegend) identischen Zeilen am Schluss einer Strophe oder zwischen den Strophen.

Refrains

Refrain

Die Wiederkehr von textlich/musikalisch (wenigstens überwiegend) identischen Zeilen am Schluss einer Strophe oder zwischen den Strophen.

Beispiel

Soo.. Bye, bye miss American Pie

Drove me Chevy to the levee but the levee was dry

Them good old boys were drinking whiskey and rye?

Singing this will be the day that I die

this will be the day that I die

[Don McLean]

Refrains

Refrain

Die Wiederkehr von textlich/musikalisch (wenigstens überwiegend) identischen Zeilen am Schluss einer Strophe oder zwischen den Strophen.

Beispiel

Soo.. Bye, bye miss American Pie

Drove me Chevy to the levee but the levee was dry

Them good old boys were drinking whiskey and rye?

Singing this will be the day that I die

this will be the day that I die

[Don McLean]

Platzkomplexität

Speichere den Refrain einmal und singe ihn $O(n)$ Mal.

Refrains

Refrain

Die Wiederkehr von textlich/musikalisch (wenigstens überwiegend) identischen Zeilen am Schluss einer Strophe oder zwischen den Strophen.

Beispiel

Soo.. Bye, bye miss American Pie

Drove me Chevy to the levee but the levee was dry

Them good old boys were drinking whiskey and rye?

Singing this will be the day that I die

this will be the day that I die

[Don McLean]

Platzkomplexität

Speichere den Refrain einmal und singe ihn $O(n)$ Mal.

Dann: $S(n) \in O(n)$,

Refrains

Refrain

Die Wiederkehr von textlich/musikalisch (wenigstens überwiegend) identischen Zeilen am Schluss einer Strophe oder zwischen den Strophen.

Beispiel

Soo.. Bye, bye miss American Pie

Drove me Chevy to the levee but the levee was dry

Them good old boys were drinking whiskey and rye?

Singing this will be the day that I die

this will be the day that I die

[Don McLean]

Platzkomplexität

Speichere den Refrain einmal und singe ihn $O(n)$ Mal.

Dann: $S(n) \in O(n)$, da die Anzahl der Wörter immer noch $O(n)$ ist;
z. B. bei Strophelänge = Refrainlänge halbiert sich der Speicherbedarf.

Die k Weihnachtstage

Reduktion der Platzkomplexität

Reduziere $S(n)$ durch eine bestimmte, sich ändernde Liedstruktur, etwa:

Die k Weihnachtstage

Reduktion der Platzkomplexität

Reduziere $S(n)$ durch eine bestimmte, sich ändernde Liedstruktur, etwa:

On the k th day of Xmas, my true love gave to me gift _{k} , gift _{$k-1$} , ..., gift₁

On the $(k-1)$ st day of Xmas, my true love gave to me gift _{$k-1$} , ..., gift₁

.....

On the first day of Xmas, my true love gave to me a bottle of wine

Die k Weihnachtstage

Reduktion der Platzkomplexität

Reduziere $S(n)$ durch eine bestimmte, sich ändernde Liedstruktur, etwa:

On the k th day of Xmas, my true love gave to me gift _{k} , gift _{$k-1$} , ..., gift₁

On the $(k-1)$ st day of Xmas, my true love gave to me gift _{$k-1$} , ..., gift₁

.....

On the first day of Xmas, my true love gave to me a bottle of wine

Bekanntere Variante: „Old MacDonald had a farm“.

Platzkomplexität

Die benötigte Zeit, um das Lied zu singen ist (betrachte keine Refrains):

$$n = \sum_{i=1}^k i = k \cdot \left(\frac{k+1}{2} \right) \in \Theta(k^2)$$

Die k Weihnachtstage

Reduktion der Platzkomplexität

Reduziere $S(n)$ durch eine bestimmte, sich ändernde Liedstruktur, etwa:

On the k th day of Xmas, my true love gave to me gift _{k} , gift _{$k-1$} , ..., gift₁

On the $(k-1)$ st day of Xmas, my true love gave to me gift _{$k-1$} , ..., gift₁

.....

On the first day of Xmas, my true love gave to me a bottle of wine

Bekanntere Variante: „Old MacDonald had a farm“.

Platzkomplexität

Die benötigte Zeit, um das Lied zu singen ist (betrachte keine Refrains):

$$n = \sum_{i=1}^k i = k \cdot \left(\frac{k+1}{2} \right) \in \Theta(k^2)$$

Da $n \in \Theta(k^2)$ folgt $k \in O(\sqrt{n})$, also $S(n) \in O(\sqrt{n})$.

100 Bierflaschen

Eine weitere Vereinfachung

Ein (sehr) langweiliges Lied für lange Autofahrten:

n bottles of beer on the wall, n bottles of beer

You take one down and pass it around

n-1 bottles of beer on the ball

.....

[Andy Kaufman]

100 Bierflaschen

Eine weitere Vereinfachung

Ein (sehr) langweiliges Lied für lange Autofahrten:

n bottles of beer on the wall, n bottles of beer

You take one down and pass it around

n-1 bottles of beer on the ball

.....

[Andy Kaufman]

Platzkomplexität

$S(n) \in O(\log n)$, da nur der Wert von n von Bedeutung ist. Dafür reichen $\log n$ Bits aus.

100 Bierflaschen

Eine weitere Vereinfachung

Ein (sehr) langweiliges Lied für lange Autofahrten:

n bottles of beer on the wall, n bottles of beer

You take one down and pass it around

n-1 bottles of beer on the ball

.....

[Andy Kaufman]

Platzkomplexität

$S(n) \in O(\log n)$, da nur der Wert von n von Bedeutung ist. Dafür reichen $\log n$ Bits aus.

Es geht jedoch noch etwas einfacher, nämlich indem man auf das Zählen verzichtet.

Untere Schranke?

Ein Lied mit $S(n) \in \Theta(1)$

*That's the way, uh-huh, uh-huh
I like it, uh-huh, huh
.....*

[KC & the Sunshine Band, 1977]