

GREEDY ALGORITHMEN UND HEURISTIKEN

Eine unpräzise Definition

Eine unpräzise Definition

Ein **Greedy Algorithmus** bestimmt eine Lösung iterativ;
jedes mal wird eine Entscheidung getroffen,
die 'lokal' am vielversprechendsten ist.
Getroffene Entscheidungen werden nicht revidiert.

Definition: Priority Algorithmen

(Konkreter definierbare Greedy Algorithmen)

Definition: Priority Algorithmen

(Konkreter definierbare Greedy Algorithmen)

- Die Eingabe besteht aus *Datenelementen*.

Definition: Priority Algorithmen

(Konkreter definierbare Greedy Algorithmen)

- Die Eingabe besteht aus *Datenelementen*.
- Es gibt eine vollständige Ordnung auf *allen möglichen* Datenelementen.

Definition: Priority Algorithmen

(Konkreter definierbare Greedy Algorithmen)

- Die Eingabe besteht aus *Datenelementen*.
- Es gibt eine vollständige Ordnung auf *allen möglichen* Datenelementen.
- In jedem Schritt erhält der Algorithmus das **Datenelement aktuell höchster Priorität** laut dieser Ordnung, und

Definition: Priority Algorithmen

(Konkreter definierbare Greedy Algorithmen)

- Die Eingabe besteht aus *Datenelementen*.
- Es gibt eine vollständige Ordnung auf *allen möglichen* Datenelementen.
- In jedem Schritt erhält der Algorithmus das **Datenelement aktuell höchster Priorität** laut dieser Ordnung, und
- trifft eine **nicht-revidierbare Entscheidung** für dieses Datenelement.

Definition: Priority Algorithmen

(Konkreter definierbare Greedy Algorithmen)

- Die Eingabe besteht aus *Datenelementen*.
- Es gibt eine vollständige Ordnung auf *allen möglichen* Datenelementen.
- In jedem Schritt erhält der Algorithmus das **Datenelement aktuell höchster Priorität** laut dieser Ordnung, und
- trifft eine **nicht-revidierbare Entscheidung** für dieses Datenelement.

Minimaler Spannbaum

Minimaler Spannbaum

Eingabe: ein Graph $G(V, E)$ und Kantengewichtung w_e für jede Kante $e \in E$

Minimaler Spannbaum

Eingabe: ein Graph $G(V, E)$ und Kantengewichtung w_e für jede Kante $e \in E$

Ausgabe: Bestimme einen *Spannbaum* mit minimalem Gewicht

(Spannbaum: ein Baum (kreisfreier Graph) $T(V', E')$ mit $V' = V$ und $E' \subseteq E$)

Minimaler Spannbaum

Eingabe: ein Graph $G(V, E)$ und Kantengewichtung w_e für jede Kante $e \in E$

Ausgabe: Bestimme einen *Spannbaum* mit minimalem Gewicht

(Spannbaum: ein Baum (kreisfreier Graph) $T(V', E')$ mit $V' = V$ und $E' \subseteq E$)

Kruskal's Greedy Algorithmus (optimal)

Minimaler Spannbaum

Eingabe: ein Graph $G(V, E)$ und Kantengewichtung w_e für jede Kante $e \in E$

Ausgabe: Bestimme einen *Spannbaum* mit minimalem Gewicht

(Spannbaum: ein Baum (kreisfreier Graph) $T(V', E')$ mit $V' = V$ und $E' \subseteq E$)

Kruskal's Greedy Algorithmus (optimal)

Setze $E' = \emptyset$

WHILE $E \neq \emptyset$ do

- nimm $e \in E$ mit minimalem w_e , setze $E := E \setminus \{e\}$

Minimaler Spannbaum

Eingabe: ein Graph $G(V, E)$ und Kantengewichtung w_e für jede Kante $e \in E$

Ausgabe: Bestimme einen *Spannbaum* mit minimalem Gewicht

(Spannbaum: ein Baum (kreisfreier Graph) $T(V', E')$ mit $V' = V$ und $E' \subseteq E$)

Kruskal's Greedy Algorithmus (optimal)

Setze $E' = \emptyset$

WHILE $E \neq \emptyset$ do

- nimm $e \in E$ mit minimalem w_e , setze $E := E \setminus \{e\}$
- falls $E' \cup \{e\}$ keinen Kreis enthält $E' := E' \cup \{e\}$

Minimaler Spannbaum

Eingabe: ein Graph $G(V, E)$ und Kantengewichtung w_e für jede Kante $e \in E$

Ausgabe: Bestimme einen *Spannbaum* mit minimalem Gewicht

(Spannbaum: ein Baum (kreisfreier Graph) $T(V', E')$ mit $V' = V$ und $E' \subseteq E$)

Kruskal's Greedy Algorithmus (optimal)

Setze $E' = \emptyset$

WHILE $E \neq \emptyset$ do

- nimm $e \in E$ mit minimalem w_e , setze $E := E \setminus \{e\}$
- falls $E' \cup \{e\}$ keinen Kreis enthält $E' := E' \cup \{e\}$
sonst verwirf e

(Union-Find Datenstruktur wird verwendet;

Minimaler Spannbaum

Eingabe: ein Graph $G(V, E)$ und Kantengewichtung w_e für jede Kante $e \in E$

Ausgabe: Bestimme einen *Spannbaum* mit minimalem Gewicht

(Spannbaum: ein Baum (kreisfreier Graph) $T(V', E')$ mit $V' = V$ und $E' \subseteq E$)

Kruskal's Greedy Algorithmus (optimal)

Setze $E' = \emptyset$

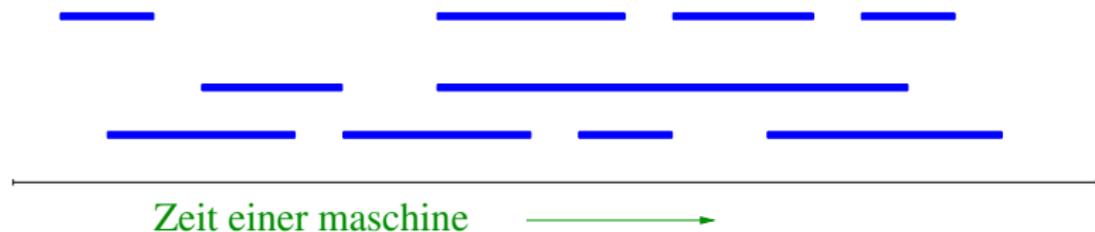
WHILE $E \neq \emptyset$ do

- nimm $e \in E$ mit minimalem w_e , setze $E := E \setminus \{e\}$
- falls $E' \cup \{e\}$ keinen Kreis enthält $E' := E' \cup \{e\}$
sonst verwirf e

(Union-Find Datenstruktur wird verwendet; Laufzeit: $\mathcal{O}(n \log n)$)

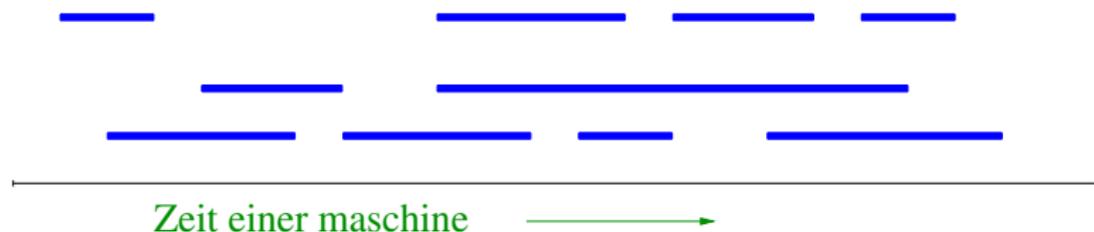
Intervall-Scheduling

Intervall-Scheduling



Eingabe: n Aufgaben A_1, A_2, \dots, A_n
mit Startpunkten s_1, s_2, \dots, s_n , und
Endpunkten e_1, e_2, \dots, e_n

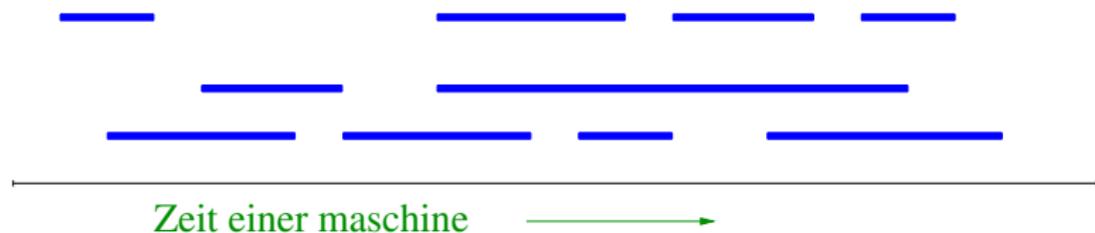
Intervall-Scheduling



Eingabe: n Aufgaben A_1, A_2, \dots, A_n
mit Startpunkten s_1, s_2, \dots, s_n , und
Endpunkten e_1, e_2, \dots, e_n

Ausgabe: Maximiere die Anzahl der Aufgaben die ohne Überlappen ausführbar sind.

Intervall-Scheduling



Eingabe: n Aufgaben A_1, A_2, \dots, A_n
mit Startpunkten s_1, s_2, \dots, s_n , und
Endpunkten e_1, e_2, \dots, e_n

Ausgabe: Maximiere die Anzahl der Aufgaben die ohne Überlappen ausführbar sind.

$$(A_{i_1}, A_{i_2}, \dots, A_{i_m} \text{ s.d. } [s_{i_k}, e_{i_k}) \cap [s_{i_l}, e_{i_l}) = \emptyset \quad (k \neq l))$$

Greedy Intervall-Scheduling

Seien $e^1 \leq e^2 \leq \dots \leq e^n$ die sortierten Endpunkte,

Greedy Intervall-Scheduling

Seien $e^1 \leq e^2 \leq \dots \leq e^n$ die sortierten Endpunkte,
entsprechend den Aufgaben A^1, A^2, \dots, A^n
und Startpunkten s^1, s^2, \dots, s^n .

Greedy Intervall-Scheduling

Seien $e^1 \leq e^2 \leq \dots \leq e^n$ die sortierten Endpunkte,
entsprechend den Aufgaben A^1, A^2, \dots, A^n
und Startpunkten s^1, s^2, \dots, s^n .

Setze $J := \emptyset$ (die Menge der auszuführenden Jobs)
und $E := 0$ (aktueller Endpunkt)

Greedy Intervall-Scheduling

Seien $e^1 \leq e^2 \leq \dots \leq e^n$ die sortierten Endpunkte,
entsprechend den Aufgaben A^1, A^2, \dots, A^n
und Startpunkten s^1, s^2, \dots, s^n .

Setze $J := \emptyset$ (die Menge der auszuführenden Jobs)
und $E := 0$ (aktueller Endpunkt)

FOR $k = 1$ TO n

if $s^k \geq E$ then

$J := J \cup \{A^k\}$

$E := e^k$

Greedy Intervall-Scheduling

Seien $e^1 \leq e^2 \leq \dots \leq e^n$ die sortierten Endpunkte,
entsprechend den Aufgaben A^1, A^2, \dots, A^n
und Startpunkten s^1, s^2, \dots, s^n .

Setze $J := \emptyset$ (die Menge der auszuführenden Jobs)
und $E := 0$ (aktueller Endpunkt)

FOR $k = 1$ TO n

if $s^k \geq E$ then

$J := J \cup \{A^k\}$

$E := e^k$

else verwerfe A^k



Greedy Intervall-Scheduling

Seien $e^1 \leq e^2 \leq \dots \leq e^n$ die sortierten Endpunkte,
entsprechend den Aufgaben A^1, A^2, \dots, A^n
und Startpunkten s^1, s^2, \dots, s^n .

Setze $J := \emptyset$ (die Menge der auszuführenden Jobs)
und $E := 0$ (aktueller Endpunkt)

FOR $k = 1$ TO n

if $s^k \geq E$ then

$J := J \cup \{A^k\}$

$E := e^k$

else verwerfe A^k



Greedy Intervall-Scheduling

Seien $e^1 \leq e^2 \leq \dots \leq e^n$ die sortierten Endpunkte,
entsprechend den Aufgaben A^1, A^2, \dots, A^n
und Startpunkten s^1, s^2, \dots, s^n .

Setze $J := \emptyset$ (die Menge der auszuführenden Jobs)
und $E := 0$ (aktueller Endpunkt)

FOR $k = 1$ TO n

if $s^k \geq E$ then

$J := J \cup \{A^k\}$

$E := e^k$

else verwerfe A^k



Greedy Intervall-Scheduling

Seien $e^1 \leq e^2 \leq \dots \leq e^n$ die sortierten Endpunkte,
entsprechend den Aufgaben A^1, A^2, \dots, A^n
und Startpunkten s^1, s^2, \dots, s^n .

Setze $J := \emptyset$ (die Menge der auszuführenden Jobs)
und $E := 0$ (aktueller Endpunkt)

FOR $k = 1$ TO n

if $s^k \geq E$ then

$J := J \cup \{A^k\}$

$E := e^k$

else verwerfe A^k



Greedy Intervall-Scheduling

Seien $e^1 \leq e^2 \leq \dots \leq e^n$ die sortierten Endpunkte,
entsprechend den Aufgaben A^1, A^2, \dots, A^n
und Startpunkten s^1, s^2, \dots, s^n .

Setze $J := \emptyset$ (die Menge der auszuführenden Jobs)
und $E := 0$ (aktueller Endpunkt)

FOR $k = 1$ TO n

if $s^k \geq E$ then

$J := J \cup \{A^k\}$

$E := e^k$

else verwerfe A^k



Greedy Intervall-Scheduling

Seien $e^1 \leq e^2 \leq \dots \leq e^n$ die sortierten Endpunkte,
entsprechend den Aufgaben A^1, A^2, \dots, A^n
und Startpunkten s^1, s^2, \dots, s^n .

Setze $J := \emptyset$ (die Menge der auszuführenden Jobs)
und $E := 0$ (aktueller Endpunkt)

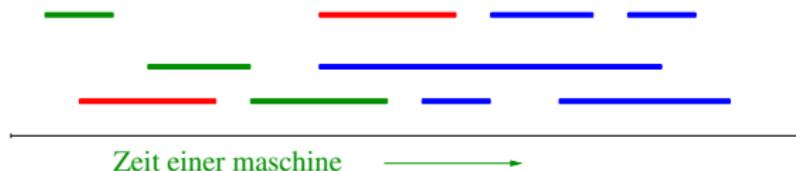
FOR $k = 1$ TO n

if $s^k \geq E$ then

$J := J \cup \{A^k\}$

$E := e^k$

else verwerfe A^k



Greedy Intervall-Scheduling

Seien $e^1 \leq e^2 \leq \dots \leq e^n$ die sortierten Endpunkte,
entsprechend den Aufgaben A^1, A^2, \dots, A^n
und Startpunkten s^1, s^2, \dots, s^n .

Setze $J := \emptyset$ (die Menge der auszuführenden Jobs)
und $E := 0$ (aktueller Endpunkt)

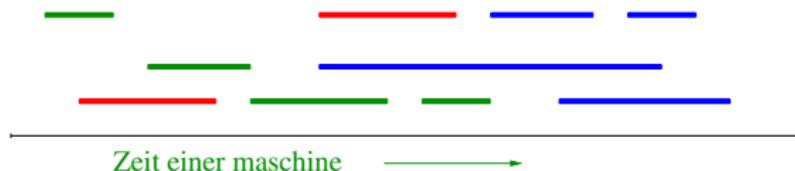
FOR $k = 1$ TO n

if $s^k \geq E$ then

$J := J \cup \{A^k\}$

$E := e^k$

else verwerfe A^k



Greedy Intervall-Scheduling

Seien $e^1 \leq e^2 \leq \dots \leq e^n$ die sortierten Endpunkte,
entsprechend den Aufgaben A^1, A^2, \dots, A^n
und Startpunkten s^1, s^2, \dots, s^n .

Setze $J := \emptyset$ (die Menge der auszuführenden Jobs)
und $E := 0$ (aktueller Endpunkt)

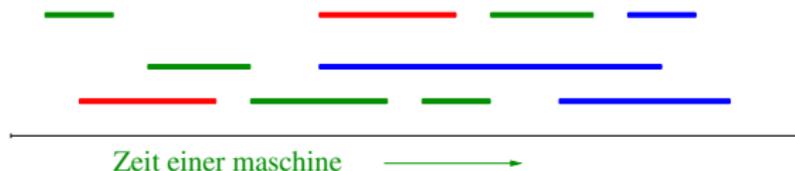
FOR $k = 1$ TO n

if $s^k \geq E$ then

$J := J \cup \{A^k\}$

$E := e^k$

else verwerfe A^k



Greedy Intervall-Scheduling

Seien $e^1 \leq e^2 \leq \dots \leq e^n$ die sortierten Endpunkte,
entsprechend den Aufgaben A^1, A^2, \dots, A^n
und Startpunkten s^1, s^2, \dots, s^n .

Setze $J := \emptyset$ (die Menge der auszuführenden Jobs)
und $E := 0$ (aktueller Endpunkt)

FOR $k = 1$ TO n

if $s^k \geq E$ then

$J := J \cup \{A^k\}$

$E := e^k$

else verwerfe A^k



Greedy Intervall-Scheduling

Seien $e^1 \leq e^2 \leq \dots \leq e^n$ die sortierten Endpunkte,
entsprechend den Aufgaben A^1, A^2, \dots, A^n
und Startpunkten s^1, s^2, \dots, s^n .

Setze $J := \emptyset$ (die Menge der auszuführenden Jobs)
und $E := 0$ (aktueller Endpunkt)

FOR $k = 1$ TO n

if $s^k \geq E$ then

$J := J \cup \{A^k\}$

$E := e^k$

else verwerfe A^k



Greedy Intervall-Scheduling

Seien $e^1 \leq e^2 \leq \dots \leq e^n$ die sortierten Endpunkte,
entsprechend den Aufgaben A^1, A^2, \dots, A^n
und Startpunkten s^1, s^2, \dots, s^n .

Setze $J := \emptyset$ (die Menge der auszuführenden Jobs)
und $E := 0$ (aktueller Endpunkt)

FOR $k = 1$ TO n

if $s^k \geq E$ then

$J := J \cup \{A^k\}$

$E := e^k$

else verwerfe A^k



Laufzeit: $\mathcal{O}(n \log n)$ für Sortieren und $\mathcal{O}(n)$ sonst

Theorem: Dieser greedy Algorithmus ist optimal.

GREEDY ALGORITHMEN

GREEDY ALGORITHMEN

Das (metrische) Traveling Salesman Problem (TSP)

Definition: das Traveling Salesman Problem (TSP)

Definition: das Traveling Salesman Problem (TSP)

Eingabe: n Orte $\{1, 2, 3, \dots, n\}$ und Distanzwerte $d(i, j)$ zwischen je zwei Orten $i \neq j$

Definition: das Traveling Salesman Problem (TSP)

Eingabe: n Orte $\{1, 2, 3, \dots, n\}$ und Distanzwerte $d(i, j)$ zwischen je zwei Orten $i \neq j$

Ausgabe: Eine Rundreise minimaler Länge

Definition: das Traveling Salesman Problem (TSP)

Eingabe: n Orte $\{1, 2, 3, \dots, n\}$ und Distanzwerte $d(i, j)$ zwischen je zwei Orten $i \neq j$

Ausgabe: Eine Rundreise minimaler Länge, d.h. eine Permutation π der Orte so dass

$$\sum_{i=1}^{n-1} d(\pi(i), \pi(i+1)) + d(\pi(n), \pi(1))$$

minimiert wird.

Definition: das Traveling Salesman Problem (TSP)

Eingabe: n Orte $\{1, 2, 3, \dots, n\}$ und Distanzwerte $d(i, j)$ zwischen je zwei Orten $i \neq j$

Ausgabe: Eine Rundreise minimaler Länge, d.h. eine Permutation π der Orte so dass

$$\sum_{i=1}^{n-1} d(\pi(i), \pi(i+1)) + d(\pi(n), \pi(1))$$

minimiert wird.

die Rundreise ist also $(\pi(1), \pi(2), \pi(3), \dots, \pi(n), \pi(1))$

Definition: das Traveling Salesman Problem (TSP)

Eingabe: n Orte $\{1, 2, 3, \dots, n\}$ und Distanzwerte $d(i, j)$ zwischen je zwei Orten $i \neq j$

Ausgabe: Eine Rundreise minimaler Länge, d.h. eine Permutation π der Orte so dass

$$\sum_{i=1}^{n-1} d(\pi(i), \pi(i+1)) + d(\pi(n), \pi(1))$$

minimiert wird.

die Rundreise ist also $(\pi(1), \pi(2), \pi(3), \dots, \pi(n), \pi(1))$

Nichtapproximierbarkeit des *allgemeinen* TSP

Das TSP-Problem lässt effizient keine vernünftige Approximation zu:

Nichtapproximierbarkeit des *allgemeinen* TSP

Das TSP-Problem lässt effizient keine vernünftige Approximation zu:

nicht mal eine 2^n -Approximation!

Nichtapproximierbarkeit des *allgemeinen* TSP

Das TSP-Problem lässt effizient keine vernünftige Approximation zu:

nicht mal eine 2^n -Approximation!

Theorem: Es existiert kein effizienter $\alpha(n)$ -approximativer Algorithmus für TSP für $\alpha(n) = \mathcal{O}(2^n)$

Nichtapproximierbarkeit des *allgemeinen* TSP

Das TSP-Problem lässt effizient keine vernünftige Approximation zu:

nicht mal eine 2^n -Approximation!

Theorem: Es existiert kein effizienter $\alpha(n)$ -approximativer Algorithmus für TSP für $\alpha(n) = \mathcal{O}(2^n)$

Definition: das metrische Traveling Salesman Problem

Definition: das metrische Traveling Salesman Problem

In dieser Einschränkung des TSP ist gefordert, dass die Distanzwerte $d(i, j)$ die *Dreiecksungleichung* erfüllen.

Definition: das metrische Traveling Salesman Problem

In dieser Einschränkung des TSP ist gefordert, dass die Distanzwerte $d(i, j)$ die *Dreiecksungleichung* erfüllen.

[Eine Distanzfunktion $d(i, j)$ über allen Punktpaaren einer Menge X heißt eine Metrik, wenn

1. $d(i, j) = 0 \Leftrightarrow i = j$;

Definition: das metrische Traveling Salesman Problem

In dieser Einschränkung des TSP ist gefordert, dass die Distanzwerte $d(i, j)$ die *Dreiecksungleichung* erfüllen.

[Eine Distanzfunktion $d(i, j)$ über allen Punktpaaren einer Menge X heißt eine Metrik, wenn

1. $d(i, j) = 0 \Leftrightarrow i = j$;
2. $d(i, j) = d(j, i) \quad \forall i, j$

Definition: das metrische Traveling Salesman Problem

In dieser Einschränkung des TSP ist gefordert, dass die Distanzwerte $d(i, j)$ die *Dreiecksungleichung* erfüllen.

[Eine Distanzfunktion $d(i, j)$ über allen Punktpaaren einer Menge X heißt eine Metrik, wenn

1. $d(i, j) = 0 \Leftrightarrow i = j$;
2. $d(i, j) = d(j, i) \quad \forall i, j$
3. $d(i, k) \leq d(i, j) + d(j, k) \quad \forall i, j, k$

Definition: das metrische Traveling Salesman Problem

In dieser Einschränkung des TSP ist gefordert, dass die Distanzwerte $d(i, j)$ die *Dreiecksungleichung* erfüllen.

[Eine Distanzfunktion $d(i, j)$ über allen Punktpaaren einer Menge X heißt eine Metrik, wenn

1. $d(i, j) = 0 \Leftrightarrow i = j$;
2. $d(i, j) = d(j, i) \quad \forall i, j$
3. $d(i, k) \leq d(i, j) + d(j, k) \quad \forall i, j, k$

die Bedingung 3. nennt man Dreiecksungleichung]

Beobachtungen

Beobachtungen

Denken wir an die Orte als an Knoten eines vollständigen Graphen, mit Kantengewichten $d(i, j)$.

Beobachtungen

Denken wir an die Orte als an Knoten eines vollständigen Graphen, mit Kantengewichten $d(i, j)$.

*Rundreise*_{MIN} : Länge einer minimalen Rundreise

*Spannbaum*_{MIN} : die Länge eines minimalen Spannbaums.

Beobachtungen

Denken wir an die Orte als an Knoten eines vollständigen Graphen, mit Kantengewichten $d(i, j)$.

Rundreise_{MIN} : Länge einer minimalen Rundreise

Spannbaum_{MIN} : die Länge eines minimalen Spannbaums.

Behauptung 1. $\text{Spannbaum}_{\text{MIN}} \leq \text{Rundreise}_{\text{MIN}}$

Beobachtungen

Denken wir an die Orte als an Knoten eines vollständigen Graphen, mit Kantengewichten $d(i, j)$.

Rundreise_{MIN} : Länge einer minimalen Rundreise

Spannbaum_{MIN} : die Länge eines minimalen Spannbaums.

Behauptung 1. $\text{Spannbaum}_{\text{MIN}} \leq \text{Rundreise}_{\text{MIN}}$

Behauptung 2. Es gibt eine Rundreise mit Länge $\leq 2 \cdot \text{Spannbaum}_{\text{MIN}}$.

Beobachtungen

Denken wir an die Orte als an Knoten eines vollständigen Graphen, mit Kantengewichten $d(i, j)$.

*Rundreise*_{MIN} : Länge einer minimalen Rundreise

*Spannbaum*_{MIN} : die Länge eines minimalen Spannbaums.

Behauptung 1. $\text{Spannbaum}_{MIN} \leq \text{Rundreise}_{MIN}$

Behauptung 2. Es gibt eine Rundreise mit Länge $\leq 2 \cdot \text{Spannbaum}_{MIN}$.

1. die Spannbaum-Heuristik

1. die Spannbaum-Heuristik

1. Bestimmen wir einen minimalen Spannbaum (für den *vollständigen* Graphen auf $\{1, 2, 3, \dots, n\}$ mit Kantengewichten $d(i, j)$).

1. die Spannbaum-Heuristik

1. Bestimmen wir einen minimalen Spannbaum (für den *vollständigen* Graphen auf $\{1, 2, 3, \dots, n\}$ mit Kantengewichten $d(i, j)$).
2. Besuche die Orte in der Reihenfolge in der der Algorithmus Präorder (Tiefensuche) die Knoten besucht.

1. die Spannbaum-Heuristik

1. Bestimmen wir einen minimalen Spannbaum (für den *vollständigen* Graphen auf $\{1, 2, 3, \dots, n\}$ mit Kantengewichten $d(i, j)$).
2. Besuche die Orte in der Reihenfolge in der der Algorithmus Präorder (Tiefensuche) die Knoten besucht.

Dank der Dreiecksungleichung, enthält diese Rundreise tatsächlich Abkürzungen im Vergleich zu einer Tiefensuche mit hin-und-zurück Durchlaufen jeder Kante.

1. die Spannbaum-Heuristik

1. Bestimmen wir einen minimalen Spannbaum (für den *vollständigen* Graphen auf $\{1, 2, 3, \dots, n\}$ mit Kantengewichten $d(i, j)$).
2. Besuche die Orte in der Reihenfolge in der der Algorithmus Präorder (Tiefensuche) die Knoten besucht.

Dank der Dreiecksungleichung, enthält diese Rundreise tatsächlich Abkürzungen im Vergleich zu einer Tiefensuche mit hin-und-zurück Durchlaufen jeder Kante.

Theorem: Die Spannbaum-Heuristik berechnet eine 2-approximative Rundreise für das metrische TSP.

2. Der Algorithmus von Christofides (Vorbereitung)

2. Der Algorithmus von Christofides (Vorbereitung)

Zur Erinnerung:

Sei $G(V, E)$ ein zusammenhängender Graph.

Es gibt eine **Euler-Tour** in G
(d.h. die jede Kante in E genau einmal durchläuft)

2. Der Algorithmus von Christofides (Vorbereitung)

Zur Erinnerung:

Sei $G(V, E)$ ein zusammenhängender Graph.

Es gibt eine **Euler-Tour** in G
(d.h. die jede Kante in E genau einmal durchläuft)



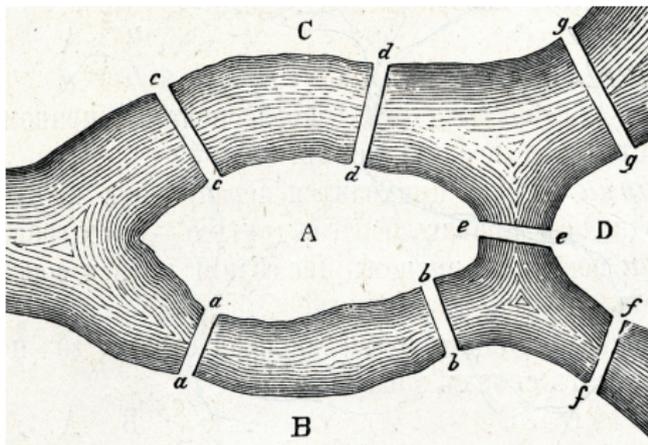
für jeden v Knoten $grad(v)$ eine gerade Zahl ist

Die Bürger von Königsberg

© Historic Cities Research Project. Courtesy of Orgur Tufekci



Leonhard Euler 1736



Ein Rundgang in einem Graphen der jede *Kante* genau einmal durchläuft, heißt **Euler-Tour**.

Sir William Rowan Hamilton (1805 -1865)



Ein Rundgang in einem Graphen der jeden *Knoten* genau einmal durchläuft, heißt **Hamilton-Kreis**.

Der Algorithmus von Christofides:

Der Algorithmus von Christofides:

- Berechne einen minimalen Spannbaum T_{\min}

Der Algorithmus von Christofides:

- Berechne einen minimalen Spannbaum T_{\min}
- sei $U \subseteq \{1, 2, 3, \dots, n\}$ die Menge der Knoten mit *ungeradem Grad im Baum T_{\min}* ;

Der Algorithmus von Christofides:

- Berechne einen minimalen Spannbaum T_{\min}
- sei $U \subseteq \{1, 2, 3, \dots, n\}$ die Menge der Knoten mit *ungeradem Grad im Baum* T_{\min} ;
- berechne ein minimum-Gewicht perfekt Matching M_{\min} auf den Knoten von U ;

Der Algorithmus von Christofides:

- Berechne einen minimalen Spannbaum T_{\min}
- sei $U \subseteq \{1, 2, 3, \dots, n\}$ die Menge der Knoten mit *ungeradem Grad im Baum* T_{\min} ;
- berechne ein minimum-Gewicht perfekt Matching M_{\min} auf den Knoten von U ;
- berechne auf $T_{\min} \uplus M_{\min}$ eine Euler-Tour;

Der Algorithmus von Christofides:

- Berechne einen minimalen Spannbaum T_{\min}
- sei $U \subseteq \{1, 2, 3, \dots, n\}$ die Menge der Knoten mit *ungeradem Grad im Baum* T_{\min} ;
- berechne ein minimum-Gewicht perfekt Matching M_{\min} auf den Knoten von U ;
- berechne auf $T_{\min} \uplus M_{\min}$ eine Euler-Tour;
- besuche die Knoten in der Reihenfolge wie die Euler-Tour, aber mit weiteren Abkürzungen.

Der Algorithmus von Christofides:

- Berechne einen minimalen Spannbaum T_{\min}
- sei $U \subseteq \{1, 2, 3, \dots, n\}$ die Menge der Knoten mit *ungeradem Grad im Baum* T_{\min} ;
- berechne ein minimum-Gewicht perfekt Matching M_{\min} auf den Knoten von U ;
- berechne auf $T_{\min} \uplus M_{\min}$ eine Euler-Tour;
- besuche die Knoten in der Reihenfolge wie die Euler-Tour, aber mit weiteren Abkürzungen.

Theorem: Der Algorithmus von Christofides ist ein $3/2$ -Approximationsalgorithmus. Seine Laufzeit für n Punkte ist $\mathcal{O}(n^3)$.

Nearest-Insertion Heuristik:

Nearest-Insertion Heuristik:

nimm die *kürzeste* Kante $\{i, j\}$, setze $V := V \setminus \{i, j\}$, und die Partielle Rundreise sei (i, j, i)

Nearest-Insertion Heuristik:

nimm die *kürzeste* Kante $\{i, j\}$, setze $V := V \setminus \{i, j\}$, und die Partielle Rundreise sei (i, j, i)

REPEAT

- nimm den Knoten k mit *kürzestem* Abstand zum nächstliegenden Knoten der bisherigen Partiiellen Rundreise; setze $V = V \setminus \{k\}$;

Nearest-Insertion Heuristik:

nimm die *kürzeste* Kante $\{i, j\}$, setze $V := V \setminus \{i, j\}$, und die Partielle Rundreise sei (i, j, i)

REPEAT

- nimm den Knoten k mit *kürzestem* Abstand zum nächstliegenden Knoten der bisherigen Partiiellen Rundreise; setze $V = V \setminus \{k\}$;
- füge k zwischen zwei benachbarten Knoten der Partiiellen Rundreise, mit kleinstem Anstieg der Länge der Rundreise.

Nearest-Insertion Heuristik:

nimm die *kürzeste* Kante $\{i, j\}$, setze $V := V \setminus \{i, j\}$, und die Partielle Rundreise sei (i, j, i)

REPEAT

- nimm den Knoten k mit *kürzestem* Abstand zum nächstliegenden Knoten der bisherigen Partiiellen Rundreise; setze $V = V \setminus \{k\}$;
- füge k zwischen zwei benachbarten Knoten der Partiiellen Rundreise, mit kleinstem Anstieg der Länge der Rundreise.

UNTIL $V = \emptyset$

Farthest-Insertion Heuristik:

Farthest-Insertion Heuristik:

nimm die *längste* Kante $\{i, j\}$, setze $V := V \setminus \{i, j\}$, und die Partielle Rundreise sei (i, j, i)

Farthest-Insertion Heuristik:

nimm die *längste* Kante $\{i, j\}$, setze $V := V \setminus \{i, j\}$, und die Partielle Rundreise sei (i, j, i)

REPEAT

- nimm den Knoten k mit *weitestem* Abstand zum nächstliegenden Knoten der bisherigen Partiiellen Rundreise; setze $V = V \setminus \{k\}$;

Farthest-Insertion Heuristik:

nimm die *längste* Kante $\{i, j\}$, setze $V := V \setminus \{i, j\}$, und die Partielle Rundreise sei (i, j, i)

REPEAT

- nimm den Knoten k mit *weitestem* Abstand zum nächstliegenden Knoten der bisherigen Partiiellen Rundreise; setze $V = V \setminus \{k\}$;
- füge k zwischen zwei benachbarten Knoten der Partiiellen Rundreise, mit kleinstem Anstieg der Länge der Rundreise.

Farthest-Insertion Heuristik:

nimm die *längste* Kante $\{i, j\}$, setze $V := V \setminus \{i, j\}$, und die Partielle Rundreise sei (i, j, i)

REPEAT

- nimm den Knoten k mit *weitestem* Abstand zum nächstliegenden Knoten der bisherigen Partiiellen Rundreise; setze $V = V \setminus \{k\}$;
- füge k zwischen zwei benachbarten Knoten der Partiiellen Rundreise, mit kleinstem Anstieg der Länge der Rundreise.

UNTIL $V = \emptyset$

Durchschnittlicher Approximationsfaktor

Experimentell berechnet auf 100 000 zufällig gewählten Punkten in $[0, 1] \times [0, 1]$.

Durchschnittlicher Approximationsfaktor

Experimentell berechnet auf 100 000 zufällig gewählten Punkten in $[0, 1] \times [0, 1]$.

1. Christofides' Algorithmus $\alpha \approx 1.1$

Durchschnittlicher Approximationsfaktor

Experimentell berechnet auf 100 000 zufällig gewählten Punkten in $[0, 1] \times [0, 1]$.

1. Christofides' Algorithmus $\alpha \approx 1.1$
2. Farthest-Insertion $\alpha \approx 1.1$

Durchschnittlicher Approximationsfaktor

Experimentell berechnet auf 100 000 zufällig gewählten Punkten in $[0, 1] \times [0, 1]$.

1. Christofides' Algorithmus $\alpha \approx 1.1$
2. Farthest-Insertion $\alpha \approx 1.1$
3. Nearest-Insertion $\alpha \approx 1.25$

Durchschnittlicher Approximationsfaktor

Experimentell berechnet auf 100 000 zufällig gewählten Punkten in $[0, 1] \times [0, 1]$.

1. Christofides' Algorithmus $\alpha \approx 1.1$
2. Farthest-Insertion $\alpha \approx 1.1$
3. Nearest-Insertion $\alpha \approx 1.25$
4. Spannbaum Heuristik $\alpha \approx 1.4$

Das Euklidische TSP

Eingabe: n Punkte $V \subseteq \mathbb{R}^d$ mit den euklidischen Distanzen:

Das Euklidische TSP

Eingabe: n Punkte $V \subseteq \mathbb{R}^d$ mit den euklidischen Distanzen:

für $a = (a_1, a_2, \dots, a_d)$ und $b = (b_1, b_2, \dots, b_d)$

$$d(a, b) = \sqrt{(a_1 - b_1)^2 + (a_2 - b_2)^2 + \dots + (a_d - b_d)^2}$$

Das Euklidische TSP

Eingabe: n Punkte $V \subseteq \mathbb{R}^d$ mit den euklidischen Distanzen:

für $a = (a_1, a_2, \dots, a_d)$ und $b = (b_1, b_2, \dots, b_d)$

$$d(a, b) = \sqrt{(a_1 - b_1)^2 + (a_2 - b_2)^2 + \dots + (a_d - b_d)^2}$$

Ausgabe: Eine kürzeste Rundreise die alle n Punkte genau einmal besucht.

Zusammenfassung: Approximierbarkeit von TSP

Zusammenfassung: Approximierbarkeit von TSP

das euklidische TSP: $(1 + \varepsilon)$ -approximierbar (Arora's PTAS)

Zusammenfassung: Approximierbarkeit von TSP

das euklidische TSP: $(1 + \varepsilon)$ -approximierbar (Arora's PTAS)

das metrische TSP: $\frac{3}{2}$ -approximierbar (Christofides)

Zusammenfassung: Approximierbarkeit von TSP

das euklidische TSP: $(1 + \varepsilon)$ -approximierbar (Arora's PTAS)

das metrische TSP: $\frac{3}{2}$ -approximierbar (Christofides)

keine polynomielle Approximation $< \frac{220}{219}$

Zusammenfassung: Approximierbarkeit von TSP

das euklidische TSP: $(1 + \varepsilon)$ -approximierbar (Arora's PTAS)

das metrische TSP: $\frac{3}{2}$ -approximierbar (Christofides)

keine polynomielle Approximation $< \frac{220}{219}$

das allgemeine TSP

Zusammenfassung: Approximierbarkeit von TSP

das euklidische TSP: $(1 + \varepsilon)$ -approximierbar (Arora's PTAS)

das metrische TSP: $\frac{3}{2}$ -approximierbar (Christofides)
keine polynomielle Approximation $< \frac{220}{219}$

das allgemeine TSP 'gar nicht' approximierbar

Zusammenfassung: Approximierbarkeit von TSP

das euklidische TSP: $(1 + \varepsilon)$ -approximierbar (Arora's PTAS)

das metrische TSP: $\frac{3}{2}$ -approximierbar (Christofides)
keine polynomielle Approximation $< \frac{220}{219}$

das allgemeine TSP 'gar nicht' approximierbar

Definition: die Klasse $f(n)$ -APX

Definition: die Klasse $f(n)$ -APX

$f(n)$ -APX ist die Klasse von Problemen mit einem effizienten $\mathcal{O}(f(n))$ -approximativen Algorithmus (für Eingabelänge n).

Definition: die Klasse $f(n)$ -APX

$f(n)$ -APX ist die Klasse von Problemen mit einem effizienten $\mathcal{O}(f(n))$ -approximativen Algorithmus (für Eingabelänge n).

poly-APX ist die Klasse von allen Problemen aus $q(n)$ -APX für irgendein Polynom $q(n)$.

Definition: die Klasse $f(n)$ -APX

$f(n)$ -APX ist die Klasse von Problemen mit einem effizienten $\mathcal{O}(f(n))$ -approximativen Algorithmus (für Eingabelänge n).

poly-APX ist die Klasse von allen Problemen aus $q(n)$ -APX für irgendein Polynom $q(n)$.

poly(log)-APX ist die Klasse von allen Problemen aus $q(\log n)$ -APX für irgendein Polynom $q(n)$.

Das BIN PACKING Problem

Das BIN PACKING Problem

Eingabe: n Objekte mit Gewichten g_1, g_2, \dots, g_n ($0 \leq g_i \leq 1$)

Das BIN PACKING Problem

Eingabe: n Objekte mit Gewichten g_1, g_2, \dots, g_n ($0 \leq g_i \leq 1$)

Ausgabe: Verteile die Objekte in eine *minimale* Anzahl von Behälter mit Kapazität 1

Greedy Algorithmen für BIN PACKING (On-line)

Greedy Algorithmen für BIN PACKING (On-line)

1. Next Fit

Greedy Algorithmen für BIN PACKING (On-line)

1. Next Fit

sei $B = 1$; (Anzahl geöffneter Behälter)

Greedy Algorithmen für BIN PACKING (On-line)

1. Next Fit

sei $B = 1$; (Anzahl geöffneter Behälter)

FOR $i = 1$ TO n DO

- falls möglich, füge g_i in Behälter B ein;

Greedy Algorithmen für BIN PACKING (On-line)

1. Next Fit

sei $B = 1$; (Anzahl geöffneter Behälter)

FOR $i = 1$ TO n DO

- falls möglich, füge g_i in Behälter B ein;
- sonst $B := B + 1$ und füge g_i in den neuen Behälter ein;

Greedy Algorithmen für BIN PACKING (On-line)

1. Next Fit

sei $B = 1$; (Anzahl geöffneter Behälter)

FOR $i = 1$ TO n DO

- falls möglich, füge g_i in Behälter B ein;
- sonst $B := B + 1$ und füge g_i in den neuen Behälter ein;

Beobachtung: Next Fit benutzt $\leq 2 \cdot OPT - 1$ Behälter.

Greedy Algorithmen für BIN PACKING (On-line)

1. Next Fit

sei $B = 1$; (Anzahl geöffneter Behälter)

FOR $i = 1$ TO n DO

- falls möglich, füge g_i in Behälter B ein;
- sonst $B := B + 1$ und füge g_i in den neuen Behälter ein;

Beobachtung: Next Fit benutzt $\leq 2 \cdot OPT - 1$ Behälter.

2. First Fit

Greedy Algorithmen für BIN PACKING (On-line)

1. Next Fit

sei $B = 1$; (Anzahl geöffneter Behälter)

FOR $i = 1$ TO n DO

- falls möglich, füge g_i in Behälter B ein;
- sonst $B := B + 1$ und füge g_i in den neuen Behälter ein;

Beobachtung: Next Fit benutzt $\leq 2 \cdot OPT - 1$ Behälter.

2. First Fit

sei $B = 1$; (Anzahl geöffneter Behälter)

Greedy Algorithmen für BIN PACKING (On-line)

1. Next Fit

sei $B = 1$; (Anzahl geöffneter Behälter)

FOR $i = 1$ TO n DO

- falls möglich, füge g_i in Behälter B ein;
- sonst $B := B + 1$ und füge g_i in den neuen Behälter ein;

Beobachtung: Next Fit benutzt $\leq 2 \cdot OPT - 1$ Behälter.

2. First Fit

sei $B = 1$; (Anzahl geöffneter Behälter)

FOR $i = 1$ TO n DO

- füge g_i in den *ersten* Behälter ein wo es reinpasst;

Greedy Algorithmen für BIN PACKING (On-line)

1. Next Fit

sei $B = 1$; (Anzahl geöffneter Behälter)

FOR $i = 1$ TO n DO

- falls möglich, füge g_i in Behälter B ein;
- sonst $B := B + 1$ und füge g_i in den neuen Behälter ein;

Beobachtung: Next Fit benutzt $\leq 2 \cdot OPT - 1$ Behälter.

2. First Fit

sei $B = 1$; (Anzahl geöffneter Behälter)

FOR $i = 1$ TO n DO

- füge g_i in den *ersten* Behälter ein wo es reinpasst;
- sonst $B = B + 1$ und füge g_i in den neuen Behälter ein;

Greedy Algorithmen für BIN PACKING (On-line)

1. Next Fit

sei $B = 1$; (Anzahl geöffneter Behälter)

FOR $i = 1$ TO n DO

- falls möglich, füge g_i in Behälter B ein;
- sonst $B := B + 1$ und füge g_i in den neuen Behälter ein;

Beobachtung: Next Fit benutzt $\leq 2 \cdot OPT - 1$ Behälter.

2. First Fit

sei $B = 1$; (Anzahl geöffneter Behälter)

FOR $i = 1$ TO n DO

- füge g_i in den *ersten* Behälter ein wo es reinpasst;
- sonst $B = B + 1$ und füge g_i in den neuen Behälter ein;
- höchstens 1.7-approximativ (oB.)

Greedy Algorithmen für BIN PACKING (Off-line)

Greedy Algorithmen für BIN PACKING (Off-line)

3. First-Fit-Decreasing (FFD)

Greedy Algorithmen für BIN PACKING (Off-line)

3. First-Fit-Decreasing (FFD)

- sortiere die Gewichte absteigend: $g_1 \geq g_2 \geq \dots \geq g_n$

Greedy Algorithmen für BIN PACKING (Off-line)

3. First-Fit-Decreasing (FFD)

- sortiere die Gewichte absteigend: $g_1 \geq g_2 \geq \dots \geq g_n$
- wende First-Fit an

Greedy Algorithmen für BIN PACKING (Off-line)

3. First-Fit-Decreasing (FFD)

- sortiere die Gewichte absteigend: $g_1 \geq g_2 \geq \dots \geq g_n$
- wende First-Fit an

Theorem: FFD benutzt $\leq \frac{3}{2} \cdot OPT + 1$ Behälter.

Greedy Algorithmen für BIN PACKING (Off-line)

3. First-Fit-Decreasing (FFD)

- sortiere die Gewichte absteigend: $g_1 \geq g_2 \geq \dots \geq g_n$
- wende First-Fit an

Theorem: FFD benutzt $\leq \frac{3}{2} \cdot OPT + 1$ Behälter.

4. Best-Fit-Decreasing

Greedy Algorithmen für BIN PACKING (Off-line)

3. First-Fit-Decreasing (FFD)

- sortiere die Gewichte absteigend: $g_1 \geq g_2 \geq \dots \geq g_n$
- wende First-Fit an

Theorem: FFD benutzt $\leq \frac{3}{2} \cdot OPT + 1$ Behälter.

4. Best-Fit-Decreasing

sortiere die Gewichte absteigend: $g_1 \geq g_2 \geq \dots \geq g_n$

Greedy Algorithmen für BIN PACKING (Off-line)

3. First-Fit-Decreasing (FFD)

- sortiere die Gewichte absteigend: $g_1 \geq g_2 \geq \dots \geq g_n$
- wende First-Fit an

Theorem: FFD benutzt $\leq \frac{3}{2} \cdot OPT + 1$ Behälter.

4. Best-Fit-Decreasing

sortiere die Gewichte absteigend: $g_1 \geq g_2 \geq \dots \geq g_n$

FOR $i = 1$ TO n DO

- füge Objekt i in den Behälter ein wo es am knappsten ist

Greedy Algorithmen für BIN PACKING (Off-line)

3. First-Fit-Decreasing (FFD)

- sortiere die Gewichte absteigend: $g_1 \geq g_2 \geq \dots \geq g_n$
- wende First-Fit an

Theorem: FFD benutzt $\leq \frac{3}{2} \cdot OPT + 1$ Behälter.

4. Best-Fit-Decreasing

sortiere die Gewichte absteigend: $g_1 \geq g_2 \geq \dots \geq g_n$

FOR $i = 1$ TO n DO

- füge Objekt i in den Behälter ein wo es am knappsten ist
(dessen verbleibende Restkapazität minimal ist)

'Nicht-Approximierbarkeit' des BIN PACKING

'Nicht-Approximierbarkeit' des BIN PACKING

Theorem: BIN PACKING besitzt *keinen* effizienten α -approximativen Algorithmus für $\alpha < 3/2$ falls $\mathcal{P} \neq \mathcal{NP}$.

'Nicht-Approximierbarkeit' des BIN PACKING

Theorem: BIN PACKING besitzt *keinen* effizienten α -approximativen Algorithmus für $\alpha < 3/2$ falls $\mathcal{P} \neq \mathcal{NP}$.

So ein Algorithmus könnte effizient entscheiden ob für n beliebige positive Zahlen z_1, z_2, \dots, z_n zwei Behälter mit Kapazität $\frac{\sum z_i}{2}$ ausreichen, und so das PARTITION Problem effizient lösen!

Ob es einen Algorithmus gibt der $OPT + 1$ Behälter benutzt, ist nicht bekannt...

Ob es einen Algorithmus gibt der $OPT + 1$ Behälter benutzt, ist nicht bekannt...

Aber:

Für jedes $\varepsilon \in (0, \frac{1}{2})$ gibt es einen Algorithmus A_ε der $(1 + \varepsilon) \cdot OPT(I) + 1$ Behälter benutzt für jede Eingabe I .

Ob es einen Algorithmus gibt der $OPT + 1$ Behälter benutzt, ist nicht bekannt...

Aber:

Für jedes $\varepsilon \in (0, \frac{1}{2})$ gibt es einen Algorithmus A_ε der $(1 + \varepsilon) \cdot OPT(I) + 1$ Behälter benutzt für jede Eingabe I .

Vorbereitung

BIN PACKING ist 'effizient' optimierbar falls es nur G verschiedene mögliche Gewichte gibt, und alle sind grösser als eine Konstante δ .

Vorbereitung

BIN PACKING ist 'effizient' optimierbar falls es nur G verschiedene mögliche Gewichte gibt, und alle sind grösser als eine Konstante δ .

1. Wir merken *alle* möglichen Bepackungen *eines* Behälters:

Vorbereitung

BIN PACKING ist 'effizient' optimierbar falls es nur G verschiedene mögliche Gewichte gibt, und alle sind grösser als eine Konstante δ .

1. Wir merken *alle* möglichen Bepackungen *eines* Behälters: die Anzahl der Möglichkeiten sei b . Es gilt: $b < (1/\delta)^G$.

Vorbereitung

BIN PACKING ist 'effizient' optimierbar falls es nur G verschiedene mögliche Gewichte gibt, und alle sind grösser als eine Konstante δ .

1. Wir merken *alle* möglichen Bepackungen *eines* Behälters: die Anzahl der Möglichkeiten sei b . Es gilt: $b < (1/\delta)^G$.
2. Höchstens n Behälter mit b Bepackungstypen ergibt höchstens n^b mögliche Verteilungen der Objekte

Vorbereitung

BIN PACKING ist 'effizient' optimierbar falls es nur G verschiedene mögliche Gewichte gibt, und alle sind grösser als eine Konstante δ .

1. Wir merken *alle* möglichen Bepackungen *eines* Behälters: die Anzahl der Möglichkeiten sei b . Es gilt: $b < (1/\delta)^G$.
2. Höchstens n Behälter mit b Bepackungstypen ergibt höchstens n^b mögliche Verteilungen der Objekte
(genauere Berechnung ergibt $\binom{n+b}{b}$ wobei $b \leq \binom{1/\delta+G}{G}$)

Vorbereitung

BIN PACKING ist 'effizient' optimierbar falls es nur G verschiedene mögliche Gewichte gibt, und alle sind grösser als eine Konstante δ .

1. Wir merken *alle* möglichen Bepackungen *eines* Behälters: die Anzahl der Möglichkeiten sei b . Es gilt: $b < (1/\delta)^G$.
2. Höchstens n Behälter mit b Bepackungstypen ergibt höchstens n^b mögliche Verteilungen der Objekte

(genauere Berechnung ergibt $\binom{n+b}{b}$ wobei $b \leq \binom{1/\delta+G}{G}$)

Wir haben zwar $\text{Poly}(n)$ aber astronomisch hohe Laufzeit erhalten!

Asymptotisches PTAS

Asymptotisches PTAS

Definition: Ein *asymptotisches polynomielles Approximationsschema* (für Minimierungsprobleme) ist eine Familie von polynomiellen Algorithmen (A_ε) zusammen mit einer Konstante c , so dass für jede ε der Algorithmus A_ε eine Lösung mit Wert höchstens $(1 + \varepsilon) \cdot OPT + c$ berechnet.

Asymptotisches PTAS

Definition: Ein *asymptotisches polynomielles Approximationsschema* (für Minimierungsprobleme) ist eine Familie von polynomiellen Algorithmen (A_ε) zusammen mit einer Konstante c , so dass für jede ε der Algorithmus A_ε eine Lösung mit Wert höchstens $(1 + \varepsilon) \cdot OPT + c$ berechnet.

(APTAS: Asymptotic Polynomial-Time Approximation Scheme)

Asymptotisches PTAS

Definition: Ein *asymptotisches polynomielles Approximationsschema* (für Minimierungsprobleme) ist eine Familie von polynomiellen Algorithmen (A_ε) zusammen mit einer Konstante c , so dass für jede ε der Algorithmus A_ε eine Lösung mit Wert höchstens $(1 + \varepsilon) \cdot OPT + c$ berechnet.

(APTAS: Asymptotic Polynomial-Time Approximation Scheme)

(der Approximationsfaktor geht gegen $(1 + \varepsilon)$ als $OPT \rightarrow \infty$)

Um den APTAS für *beliebige* Gewichte zu definieren, verwenden wir die Idee des obigen optimalen Algorithmus.

Um den APTAS für *beliebige* Gewichte zu definieren, verwenden wir die Idee des obigen optimalen Algorithmus.

Wir brauchen dass...

Um den APTAS für *beliebige* Gewichte zu definieren, verwenden wir die Idee des obigen optimalen Algorithmus.

Wir brauchen dass...

1. alle Gewichte eine Mindestgröße haben ($\geq \varepsilon$)

Um den APTAS für *beliebige* Gewichte zu definieren, verwenden wir die Idee des obigen optimalen Algorithmus.

Wir brauchen dass...

1. alle Gewichte eine Mindestgröße haben ($\geq \varepsilon$)
2. es nur konstant viele verschiedene Gewichte gibt

APTAS für BIN PACKING

- lege *kleine* Objekte mit $g_i \leq \varepsilon$ an die Seite;

APTAS für BIN PACKING

- lege *kleine* Objekte mit $g_i \leq \varepsilon$ an die Seite;
(sei n die Anzahl der *großen* Objekte)
- zerlege $[0, 1]$ in G Gewichtsklassen mit jeweils $k = n/G$ Gewichten;

APTAS für BIN PACKING

- lege *kleine* Objekte mit $g_i \leq \varepsilon$ an die Seite;
(sei n die Anzahl der *großen* Objekte)
- zerlege $[0, 1]$ in G Gewichtsklassen mit jeweils $k = n/G$ Gewichten;
- runde jedes Gewicht auf das größte Gewicht seiner Klasse;

APTAS für BIN PACKING

- lege *kleine* Objekte mit $g_i \leq \varepsilon$ an die Seite;
(sei n die Anzahl der *großen* Objekte)
- zerlege $[0, 1]$ in G Gewichtsklassen mit jeweils $k = n/G$ Gewichten;
- runde jedes Gewicht auf das größte Gewicht seiner Klasse;
- berechne *optimales* Bin Packing für die gerundeten Gewichte

APTAS für BIN PACKING

- lege *kleine* Objekte mit $g_i \leq \varepsilon$ an die Seite;
(sei n die Anzahl der *großen* Objekte)
- zerlege $[0, 1]$ in G Gewichtsklassen mit jeweils $k = n/G$ Gewichten;
- runde jedes Gewicht auf das größte Gewicht seiner Klasse;
- berechne *optimales* Bin Packing für die gerundeten Gewichte
- füge die *kleinen* Objekte mit First Fit ein.

APTAS für BIN PACKING

- lege *kleine* Objekte mit $g_i \leq \varepsilon$ an die Seite;
(sei n die Anzahl der *großen* Objekte)
- zerlege $[0, 1]$ in G Gewichtsklassen mit jeweils $k = n/G$ Gewichten;
- runde jedes Gewicht auf das größte Gewicht seiner Klasse;
- berechne *optimales* Bin Packing für die gerundeten Gewichte
- füge die *kleinen* Objekte mit First Fit ein.

Theorem: Dieses APTAS benötigt $\leq (1 + 2\varepsilon) \cdot OPT + 1$ Bins
bei $k = \lfloor n \cdot \varepsilon^2 \rfloor$ und $G = \lceil 1/\varepsilon^2 \rceil$.