Optimierung – Branch-and-Bound

Algorithmen und Datenstrukturen
VU 186.866, 5.5h, 8 ECTS, 2023S
Letzte Änderung: 22. Mai 2023
Quiz

Vorlesungsfolien

ALGORITHMS AND COMPLEXITY GROUP

TU WIEN Informatics

Kombinatorische Optimierung

Kombinatorische Optimierung: Es geht bei der kombinatorischen Optimierung darum, aus einer (großen) Menge von diskreten Elementen (Gegenstände, Orte usw.) eine Teilmenge zu konstruieren,

- die gewissen Nebenbedingungen entspricht
- und bezüglich einer Kostenfunktion optimal ist (kleinstes Gewicht, kürzeste Strecken, . . .).

Kombinatorische Optimierungsaufgaben

Kombinatorische Optimierungsaufgaben: Wir haben bereits mehrere kombinatorische Optimierungsaufgaben in der Vorlesung betrachtet, z.B.

- Minimaler Spannbaum eines Graphen P
- Kürzeste Wege in einem Graphen P
- Minimales Vertex oder Set Cover
- Maximales Independent Set
- Minimale Knotenfärbung

manches davon NP-schwer
anderes polynomiell lösbar

Algorithmen-Paradigmen: Wir haben Methoden für das Lösen solcher Aufgaben kennengelernt, z.B. Greedy- Konstruktionsverfahren.

Hinweis: Greedy-Konstruktionsverfahren funktionieren aber nicht bei allen Problemen!

Optimierung: Schwere Probleme

Schwere Probleme: In dieser LVA wurden schon einige Probleme besprochen, für die es unwahrscheinlich ist, dass Lösungsverfahren existieren, die alle möglichen Instanzen eines bestimmten Problems in polynomieller Zeit lösen.

↪ letzte Einheit: Einschr. an die Instanz (z.B. Baum)

Anwendung: In dieser und den nachfolgenden Einheiten werden wir uns mit Verfahren beschäftigen, die bei solchen Problemen grundsätzlich angewendet werden können.

Verfahren für Optimierungsprobleme:

- Branch-and-Bound
- Dynamische Programmierung
- Approximation(salgorithmen)
- Heuristische Verfahren

unterschiedl. trade-offs

Optimierung: Roadmap

Branch-and-Bound: Beschränke eine auf Divide-and-Conquer basierende systematische Durchmusterung aller Lösungen mit Hilfe von Methoden, die untere und obere Schranken liefern, und ermittle eine optimale Lösung.

heute trade-off: Verzicht auf Polynomial-zeit

Dynamische Programmierung

Approximation(salgorithmen)

Heuristische Verfahren

Überblick

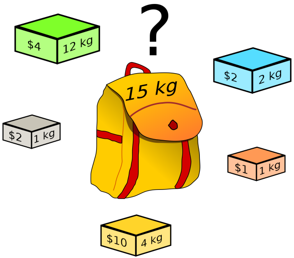
Rucksackproblem

Branch-and-Bound für das Rucksackproblem

Branch-and-Bound für Minimales Vertex Cover

Rucksackproblem

Gegeben: n Gegenstände mit positiven rationalen Gewichten $g_1, \ldots, g_n$ und Werten $w_1, \ldots, w_n$ und eine Kapazität G (auch positiv rational).



Gesucht: Teilmenge S der Gegenstände mit Gesamtgewicht $\leq G$ und maximalem Gesamtwert.

Rucksackproblem: Mathematische Formulierung

Entscheidungsvariablen: Wir führen 0/1-Entscheidungsvariablen für die Wahl der Gegenstände ein:

$$x_1, \ldots, x_n, \text{ wobei } x_i = \begin{cases} 0 & \text{falls Gegenstand } i \text{ nicht gewählt wird} \\ 1 & \text{falls Gegenstand } i \text{ gewählt wird} \end{cases}$$

Mathematische Formulierung: Für n Gegenstände:

Maximiere

$$\sum_{i=1}^{n} w_i x_i,$$

= Wert der eingepackten Gegenstände / Zielfunkt.

wobei

$$\sum_{i=1}^{n} g_i x_i \leq G, \quad x_i \in \{0, 1\}$$

Nebenbed., dass Kapazität eingeh. wird

Rucksackproblem: Enumeration (Backtracking)

„brute-force"

Enumeration: Eine Enumeration aller zulässigen Lösungen für das Rucksackproblem entspricht der Aufzählung aller Teilmengen der n-elementigen Menge (bis auf diejenigen Teilmengen, die nicht in den Rucksack passen). → sind 2^n mögl. Teilm.

Lösungsvektor und Zielfunktion: Zu jedem aktuellen Lösungsvektor $\vec{x} = (x_1, \ldots, x_n)$ gehört ein Zielfunktionswert (Gesamtwert von $\vec{x}$) w_{curr} und ein Gesamtgewicht g_{curr}. Die bisher beste gefundene Lösung wird in dem globalen Vektor $\vec{x}_{\text{best}}$ und der zugehörige Lösungswert in der globalen Variablen $w_{\max}$ gespeichert.

Prinzip: Wir folgen wiederum dem Prinzip des Divide-and-Conquer.

Rucksackproblem: Enumerationsalgorithmus

Eingabe: Anzahl z der fixierten Variablen in $\vec{x}$; Gesamtwert w_{curr}; Gesamtgewicht g_{curr}; aktueller Lösungsvektor $\vec{x}$.

Enum(z, w_{curr}, g_{curr}, $\vec{x}$):
if $g_{\text{curr}} \leq G$ // ist noch Platz?
  if $w_{\text{curr}} > w_{\max}$
    $w_{\max} \leftarrow w_{\text{curr}}$
    $\vec{x}_{\text{best}} \leftarrow \vec{x}$
  } neue, bessere Lösung
  for $i \leftarrow z+1$ bis n // nächst. El. für Rucks.
    $x_i \leftarrow 1$
    Enum(i, $w_{\text{curr}} + w_i$, $g_{\text{curr}} + g_i$, $\vec{x}$)
    $x_i \leftarrow 0$

Aufrufbaum

$(\underbrace{1,0,1}_{z=3},\cdot,\cdot,\cdot)$

(1,0,1,1,·,·) (1,0,1,0,1,·) (1,0,1,0,0,1)

(1,0,1,1,1,·) (1,0,1,1,0,1)

Hinweis:

- $w_{\max}$ und $\vec{x}_{\text{best}}$ sind globale Variablen.
- Initialisierung: $w_{\max} = 0$ und $\vec{x}_{\text{best}} = \vec{0}$

Enum $(0, 0, 0, \vec{0})$

Rucksackproblem: Enumerationsalgorithmus

Ablauf: Der Algorithmus wird mit dem Aufruf Enum$(0, 0, 0, \vec{0})$ gestartet.

- In jedem rekursiven Aufruf wird die aktuelle Lösung $\vec{x}$ bewertet.
- Danach werden die Variablen x_1 bis x_z als fixiert betrachtet.
- Der dadurch beschriebene Teil des gesamten Suchraums wird weiter unterteilt: Wir betrachten alle möglichen Fälle, welche Variable x_i (mit $i = z + 1$ bis $i = n$) als nächstes auf 1 gesetzt werden kann.
- Die Variablen x_{z+1} bis x_{i-1} werden gleichzeitig auf 0 fixiert.
- Alle so erzeugten kleineren Unterprobleme werden durch rekursive Aufrufe gelöst.

Komplexität: Es gibt bis zu 2^n rekursive Aufrufe und der Aufwand pro Aufruf (exklusive Rekursion) ist konstant. Daher liegt die Laufzeit in $O(2^n)$.

geht es besser?

Branch-and-Bound

Rucksackproblem: Verbesserung der Enumeration

Idee zur Verbesserung: Überprüfen von Zwischenlösungen mit $z < n$ fixierten Variablenwerten.

- Man überprüft, ob es noch möglich sein kann, aus dieser Lösung durch Hinzufügen weiterer Gegenstände eine zu erzeugen, die besser ist als die bisher beste gefundene.
- Wenn es offensichtlich ist, dass keine neue beste Lösung abgeleitet werden kann, dann sind weitere rekursive Aufrufe nicht sinnvoll.
- Das frühzeitige Abbrechen führt zu einer Beschneidung des rekursiven Aufrufbaums.
- Das kann eine erhebliche Beschleunigung bewirken.

Branch-and-Bound: Rucksackproblem (Maximierung)

Ansatz:

- Berechne obere Schranke U', und führe den Aufruf nur durch, wenn der Wert $U' > w_{\max}$.
  ↳ wie gut kann die Lsg. in diesem Teilbaum noch werden?
- Sortiere die Gegenstände nach nicht-steigenden Werten $\frac{w_i}{g_i}$.
  Wert-Gewichts-Quotient

```
Enum(z, w_curr, g_curr, x⃗):
if g_curr ≤ G
    if w_curr > w_max
        w_max ← w_curr
        x⃗_best ← x⃗
    for i ← z+1 bis n
        U' ← w_curr + (G − g_curr) · w_i/g_i
        if U' > w_max
            x_i ← 1
            Enum(i, w_curr + w_i, g_curr + g_i, x⃗)
            x_i ← 0
```

neu!

Rest kap.

bestmögl. Gegenstand bzgl. $\frac{\text{Wert}}{\text{Gewicht}}$

Branch-and-Bound: Rucksackproblem

Obere Schranke: $U' \leftarrow w_{\text{curr}} + (G - g_{\text{curr}}) \cdot \frac{w_i}{g_i}$

Erklärung:

- w_{curr} enthält den Wert der bisherigen Zuteilung.
- $G - g_{\text{curr}}$ ist die verbleibende Kapazität im Rucksack.
- Die verbleibende Kapazität wird mit dem aktuell untersuchten Gegenstand i komplett (vielleicht auch mehrmals) aufgefüllt. Hierbei kann es auch zu teilweisen Zuteilungen kommen (z.B. Gegenstand i wird 1,7 mal eingepackt).
- Da die Gegenstände nach nicht-steigenden Werten $\frac{w_i}{g_i}$ sortiert sind, haben alle Gegenstände $i+1, i+2, ..., n$ einen relativen Wert kleiner als der von i.
- Damit wird die obere Schranke U' garantiert größer gleich dem Wert der optimalen Lösung sein (für dieses Teilproblem).

Prinzip von Branch-and-Bound: Maximierungsproblem

Branching: Wie bei der Enumeration üblich wird das Problem rekursiv in kleinere Teilprobleme partitioniert → *Divide-and-Conquer*-Prinzip.

best case

ideal: Lücke dazw. ist klein

Bounding: Für jedes Teilproblem wird

- eine lokale obere Schranke U' (*upper bound*) und
- eine lokale untere Schranke L' (*lower bound*)

worst case

berechnet.

$\hat{=} w_{max}$

Abbruch: Teilprobleme mit $U' \leq L$ (L entspricht einer globalen unteren Schranke) brauchen nicht weiter verfolgt werden!

Schranken:

- Der Wert jeder gültigen Lösung ist eine untere Schranke.
- Obere Schranken werden i. A. separat mit einer sogenannten *Dualheuristik* ermittelt. hier im Bsp: Auffüllen mit besten Gegenstand

Rucksackproblem: Verbesserte untere Schranke

Sortierung: Die Gegenstände werden nicht-steigend nach ihren Werten $\frac{w_i}{g_i}$ sortiert.

Untere Schranke: Man durchläuft alle Gegenstände, deren Variablen noch nicht festgelegt sind, in der sortierten Reihenfolge und packt den jeweils aktuellen Gegenstand ein, falls noch Platz im Rucksack ist. (Greedy-Algorithmus)

$\downarrow$

gültige, aber nicht notw. beste Lösung

Rucksackproblem: Verbesserte obere Schranke

Einfache obere Schranke wurde weiter vorne beschrieben.

Mögliche Verbesserung:

- Alle Gegenstände, deren Variablen noch nicht festgelegt sind, werden in der sortierten Reihenfolge durchlaufen.
- Man packt alle Gegenstände ein, bis man zu dem ersten Gegenstand kommt, der nicht mehr in den Rucksack passt.
- Sei r die noch freie Kapazität des Rucksacks. Dann zählt man $r \cdot w_i / g_i$ noch zu dem Wert der Gegenstände im Rucksack dazu.

hier $0 \leq \frac{r}{g_i} < 1$

- Der letzte Gegenstand wird daher nur teilweise eingepackt.
- Alle verbleibenden Gegenstände werden ignoriert.

Lösung:

- Diese Vorgehensweise liefert in der Regel eine Schranke, der keine gültige Lösung des Rucksackproblems entspricht.
- Falls diese Vorgehensweise zu einer gültigen Lösung führt, dann ist die Lösung (für das betrachtete Teilproblem) optimal. hier gilt: $L' = U'$

Maximierungsproblem: Vorgehen

Allgemeines Vorgehen:

- Das Problem wird z.B. durch das Fixieren von Variablen oder Hinzufügen von Randbedingungen in Unterprobleme zerteilt, d.h. der Lösungsraum wird partitioniert.
- Ist für eine (oder mehrere) dieser Teilmengen die für sie berechnete obere Schranke U' nicht größer als die beste überhaupt bisher gefundene untere Schranke L ($=$ Wert der bisher besten Lösung), braucht man die Lösungen in dieser Teilmenge nicht mehr beachten.
- Ist die obere Schranke größer als die beste gegenwärtige untere Schranke, muss man die Teilmengen weiter zerkleinern. → könnte bessere Lsg. geben
- Man fährt solange mit der Zerteilung fort, bis für alle Lösungsteilmengen die obere Schranke nicht mehr größer ist als die (global) beste untere Schranke.

Maximierungsproblem: Allgemeiner Algorithmus

Eingabe: Instanz I

```
Branch-and-Bound-Max(I):
L ← −∞ oder Wert einer initialen heuristischen Lösung
Π ← {I}        // Menge d. Teilprobleme
while ∃I' ∈ Π
    Entferne I' aus Π  ← welches?
    Berechne für I' lokale obere Schranke U' mit Dualheuristik
    if U' > L     weitersuchen?
        Berechne für I' gültige heuristische Lösung → untere Schranke L'
        if L' > L  } → neue bessere Lsg.
            L ← L' }
        if U' > L               bei U' = L ist Teilbaum fertig.
            Partitioniere I' in Teilinstanzen I_1, ..., I_k
            Π = Π ∪ {I_1, ..., I_k}
return beste gefundene Lösung mit Wert L
```

- *Bounding – Fall $U' \leq L$ nicht weiter interessant.*
- *Branching.*

Maximierungsproblem: Allgemeines Verfahren

Allgemeines Verfahren:

- Branch-and-Bound ist ein allgemeines Prinzip (Metaverfahren).
- Es kann auf verschiedenste diskrete Optimierungsprobleme angewendet werden.
- Entscheidend für die Effizienz ist
  - vor allem die Wahl der Heuristiken für U' und L',
  - wie das Branching erfolgt und
  - welche Teilinstanz ausgewählt wird.

Rucksackproblem: Beispiel

Gegeben: 4 Gegenstände, Rucksackkapazität = 100

Gegenstand	1	2	3	4
Gewicht g_i	32	16	21	50
Wert w_i	80	20	63	100
Verhältnis w_i/g_i	2.5	1.25	3	2

2. 4. 1. 3.

Sortierung:

- Für jeden Gegenstand i das Verhältnis w_i/g_i berechnen.
- Sortierte Reihenfolge der Gegenstände: 3 (3), 1 (2.5), 4 (2), 2 (1.25)

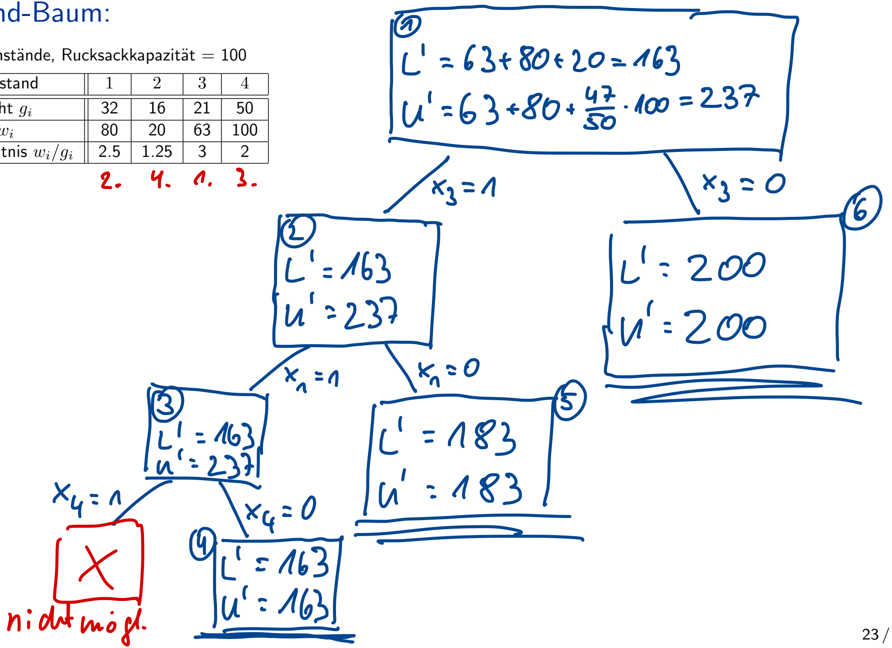
Rucksackproblem: Beispiel

$L = \cancel{163}\ \cancel{183}\ 200$

Branch-and-Bound-Baum:

4 Gegenstände, Rucksackkapazität = 100

Gegenstand	1	2	3	4
Gewicht g_i	32	16	21	50
Wert w_i	80	20	63	100
Verhältnis w_i/g_i	2.5	1.25	3	2
	2.	4.	1.	3.

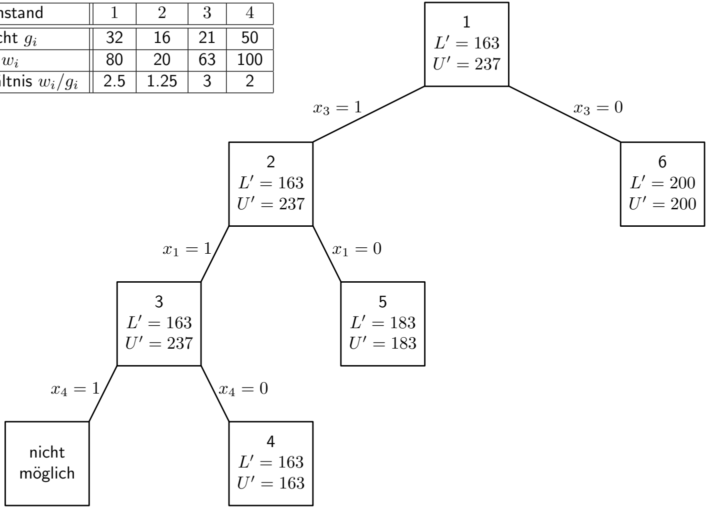


Rucksackproblem: Beispiel

Branch-and-Bound-Baum:

4 Gegenstände, Rucksackkapazität = 100

Gegenstand	1	2	3	4
Gewicht g_i	32	16	21	50
Wert w_i	80	20	63	100
Verhältnis w_i/g_i	2.5	1.25	3	2



Rucksackproblem: Beispiel

Erklärung:

- In 1 (Start) sind noch keine Variablen fixiert.
- In 2 geht man davon aus, dass Gegenstand 3 (x_3) fixiert ist und nur die anderen Gegenstände ausgewählt werden können.
- Eine Fixierung von Gegenstand 3, 1 und 4 führt zu einer unmöglichen Lösung (würde eine Kapazität von 103 benötigen)
- Bei 4 und 5 ist $L = U$ und daher brauchen in diesem Unterbaum keine weiteren Gegenstände hinzugefügt werden (Beschneiden des rekursiven Aufrufbaums).
- Bei 6 ist auch $L = U$ (der Unterbaum braucht nicht mehr untersucht werden) und L ist hier am größten. Daher werden Gegenstand 1, 2 und 4 eingepackt ($x_3 = 0$).

Quiz

Frage 1: In welchen Fällen kann man die Branch-and-Bound Suche für eine Teilinstanz bei einem Maximierungsproblem abbrechen?

- Lokale untere Schranke ist größer als globale untere Schranke
- Lokale obere Schranke entspricht lokaler unterer Schranke
- Globale untere Schranke ist größer als lokale obere Schranke
- Lokale untere Schranke ist kleiner als globale untere Schranke

Quiz Auflösung

Frage 1: In welchen Fällen kann man die Branch-and-Bound Suche für eine Teilinstanz bei einem Maximierungsproblem abbrechen?

- × Lokale untere Schranke ist größer als globale untere Schranke
- ✓ Lokale obere Schranke entspricht lokaler unterer Schranke
- ✓ Globale untere Schranke ist größer als lokale obere Schranke
- × Lokale untere Schranke ist kleiner als globale untere Schranke

Branch-and-Bound: Auswahl des nächsten Teilproblems

Auswahl des nächsten Teilproblems:

- Welches Teilproblem aus der Liste der offenen Probleme jeweils als nächstes ausgewählt und bearbeitet wird, ist für die grundsätzliche Funktionsweise und Korrektheit von Branch-and-Bound egal.
- Die Auswahl hat jedoch mitunter starke Auswirkungen auf die praktische Laufzeit.

Beispiele für Strategien:

- Best-first
- Depth-first

Branch-and-Bound: Auswahl der Probleme

Best-first:

- Es wird jeweils ein Teilproblem mit der besten dualen Schranke (also der größten oberen Schranke) ausgewählt.
- Dadurch wird immer die kleinstmögliche Anzahl an Teilproblemen abgearbeitet.

Depth-first:

- Es wird jeweils ein zuletzt erzeugtes Teilproblem weiter bearbeitet (vergleiche Tiefensuche bei der Durchmusterung von Graphen).
- Man erhält meist am raschesten eine vollständige und gültige Näherungslösung.
- Häufig wird auch mit einer Depth-first Strategie begonnen und nach Erhalt einer gültigen Lösung mit Best-first fortgesetzt um die Vorteile zu kombinieren.

Branch-and-Bound für Minimales Vertex Cover

Minimierungsproblem: Allgemeiner Algorithmus

Eingabe: Instanz I

```
Branch-and-Bound-Min(I):
U ← ∞ oder Wert einer initialen heuristischen Lösung

Π ← {I}
while ∃I' ∈ Π
    Entferne I' aus Π
    Berechne für I' lokale untere Schranke L' mit Dualheuristik
    if L' < U
        Berechne für I' gültige heuristische Lösung → obere Schranke U'
        if U' entspricht einer gültigen Lösung für I'
            if U' < U
                U ← U'
        if L' < U
            Partitioniere I' in Teilinstanzen I_1, ..., I_k
            Π ← Π ∪ {I_1, ..., I_k}
return beste gefundene Lösung mit Wert U
```

best case

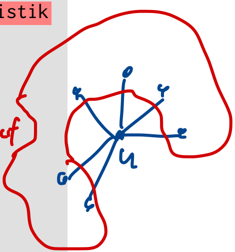
worst case

■ *Bounding - Fall $L' \geq U$ nicht weiter interessant.* ■ *Branching.*

Branch-and-Bound: Minimales Vertex Cover

Eingabe: Graph $G = (V, E)$ und Knotenmenge $C = \emptyset$

MinVertexCover-BranchAndBound(G, C):
$U \leftarrow |V| - 1$ triviale Schranke
$\Pi \leftarrow \{(G, C)\}$
while $\exists I' \in \Pi$
    Entferne I' aus Π
    Berechne für $I' = (G', C')$ lokale untere Schranke L' mit Matchingheuristik
    if $L' < U$
        Berechne für I' gültige heuristische Lösung mit Greedyheuristik
            $\rightarrow$ obere Schranke U'
        if $U' < U$
            $U \leftarrow U'$ nimm u_{max} auf
        if $L' < U$
            $u_{\max} \leftarrow$ Knoten mit maximalem Grad in G'
            Erzeuge Teilinstanzen $I_1 = (G' - \{u_{\max}\}, C \cup \{u_{\max}\})$ und
                $I_2 = (G' - \{u_{\max}\} - N(u_{\max}), C \cup N(u_{\max}))$
            $\Pi \leftarrow \Pi \cup \{I_1, I_2\}$
return beste gefundene Lösung mit Wert U nimm alle Nachb. von u_{max} auf



alle Nachbarknoten von $u_{\max}$

Branch-and-Bound: Minimales Vertex Cover

Untere Schranke: Wird mit Hilfe eines *Matchings* bestimmt.

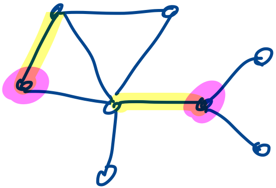
- Sei ein Graph $G = (V, E)$ gegeben.
- Eine Menge $M \subseteq E$ heißt Matching, wenn keine zwei Kanten aus M einen Knoten gemeinsam haben.

Nicht erweiterbares Matching:

- Nicht erweiterbares Matching (*maximales Matching*) bedeutet, dass es keine Kante $e \in E \setminus M$ gibt, sodass $\{e\} \cup M$ ein gültiges Matching ist.
- Das ist nicht notwendigerweise ein größtes Matching.
- Nicht erweiterbares Matching kann mit einem Greedy-Verfahren gefunden werden.

Branch-and-Bound: Minimales Vertex Cover

bereits vorher gewählte Knoten



Berechnung der unteren Schranke L' für die Instanz (G', C'):

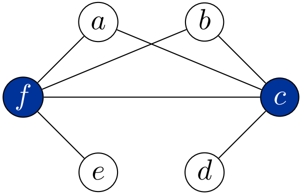
- Man wählt für L' die Größe eines nicht erweiterbaren Matchings.

  greedy!

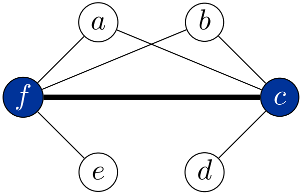
  - Dabei wird zunächst eine beliebige Kante $e = (u, v)$ gewählt und dann die Knoten u und v und ihre inzidenten Kanten aus G' entfernt.
  - Man fährt mit dieser Prozedur fort, bis keine Kante mehr vorhanden ist.
  - Die Anzahl der gewählten Kanten entspricht der Größe des Matchings.
- Kanten in einem Matching haben keine Knoten gemeinsam.
- Ein Vertex Cover muss zumindest einen Knoten für jede Kante in einem Matching wählen.
- Daher ist die Größe eines Matchings von G' plus die Größe von C' eine untere Schranke für die Größe eines Vertex Covers des Eingabegraphen G.

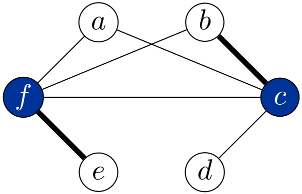
Branch-and-Bound: Beispiel für untere Schranke

Vertex Cover: Vertex Cover mit $k = 2$



Greedy-Matching: 2 Beispiele für Greedy-Matching (fett eingezeichnet Kanten).





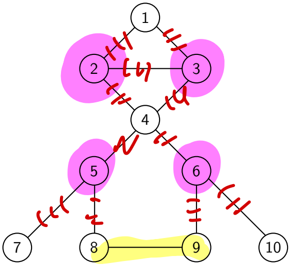
Branch-and-Bound: Minimales Vertex Cover

Obere Schranke U': Wird mit Hilfe eines Greedy-Algorithmus bestimmt.

- Sei ein Graph $G' = (V', E')$ und eine Knotenmenge C' gegeben.
- Initialisiere eine Menge $S \leftarrow \emptyset$.
- Sortiere die Knoten nicht-steigend nach dem Knotengrad.
- Durchlaufe V' in dieser Reihenfolge solange der Graph noch Kanten enthält.
  - Füge den Knoten u mit höchstem Knotengrad zu S hinzu.
  - Entferne u und alle seine inzidenten Kanten aus G'.
  - Passe die Reihenfolge der verbleibenden Knoten an.

  greedy nach Knotengrad
- Die Menge S ist ein Vertex Cover für G'.
- Daher ist $|C'| + |S|$ eine obere Schranke für die Größe eines minimalen Vertex Covers des Eingabegraphen G.

Minimales Vertex Cover: Beispiel



G

$C = \emptyset$

$L' = 5$

$u' = 6$

4 | $N(4)$

Zweig 4:

$G - \{4\}$

$C = \{4\}$

$L' = 5 = 1 + 4 = |C| + |M|$

$u' = 6$ (wie oben)

Zweig N(4):

$G - \{4, 2, 3, 5, 6\}$

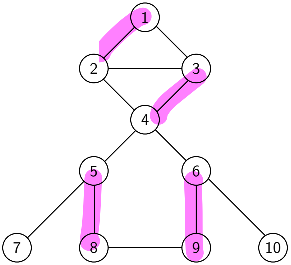
$C = \{2, 3, 5, 6\}$

$L' = 5 = 4 + 1 = |C| + |M|$

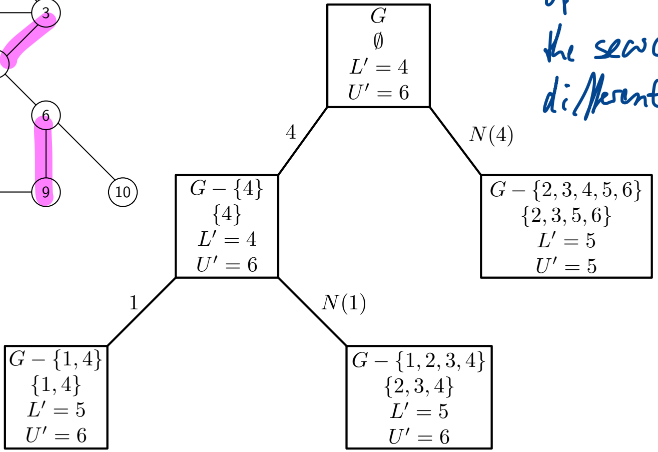
$u' = 5 = 4 + 1$

$\rightarrow \underline{L = 5}$

Minimales Vertex Cover: Beispiel



$|M| = 4$



-> depending on the results of the matching heuristic, the search space is explored differently

Quiz

Frage 2: Welche Aussagen zu Branch-and-Bound sind korrekt?

- Branch-and-Bound für ein Minimierungsproblem funktioniert umso besser, je kleiner die lokalen oberen Schranken sind.
- Branch-and-Bound für ein Minimierungsproblem funktioniert umso besser, je kleiner die lokalen unteren Schranken sind.
- Wenn ein Branch-and-Bound Algorithmus das nächste Teilproblem schlecht auswählt, kann es sein, dass keine optimale Lösung gefunden wird.
- Wenn ein Branch-and-Bound Algorithmus für Vertex Cover Laufzeit in $O(n^3)$ hat, so gilt $P = NP$.

Quiz Auflösung

Frage 2: Welche Aussagen zu Branch-and-Bound sind korrekt?

- ✓ Branch-and-Bound für ein Minimierungsproblem funktioniert umso besser, je kleiner die lokalen oberen Schranken sind.
- × Branch-and-Bound für ein Minimierungsproblem funktioniert umso besser, je kleiner die lokalen unteren Schranken sind.
- × Wenn ein Branch-and-Bound Algorithmus das nächste Teilproblem schlecht auswählt, kann es sein, dass keine optimale Lösung gefunden wird.
- ✓ Wenn ein Branch-and-Bound Algorithmus für Vertex Cover Laufzeit in $O(n^3)$ hat, so gilt $P = NP$.

Branch-and-Bound: Zusammenfassung

- Branch-and-Bound ist eine allgemein für kombinatorische Optimierungsprobleme einsetzbare Technik. $\rightsquigarrow$ berechnet optimale Lösungen
- Sie funktioniert sowohl für Maximierungs- als auch für Minimierungsprobleme.
- Praktisch lassen sich oft hohe Beschleunigungen erreichen, die worst-case Laufzeit bleibt jedoch wie bei der Enumeration.

Vorgehen beim Entwurf von Branch-and-Bound Algorithmen:

- Wie lassen sich (Teil-)Instanzen des Problems ausdrücken?
- Was sind gute Heuristiken für untere und obere Schranken?
- Wie wird eine (Teil-)Instanz in weitere Teilinstanzen partitioniert (Branching)?
- Welche Teilinstanz wird im nächsten Schritt ausgewählt?