

Algorithmen für NP-harte Probleme

© Tim Baumann, <http://timbaumann.info/uni-spicker>

Dies ist eine Zusammenfassung zur gleichnamigen Vorlesung von Professor Dr. Torben Hagerup im Sommersemester 2017.

1 Allgemeine Definitionen

Def. Ein **Optimierungsproblem** ist ein Tupel $(\mathcal{X}, \mathcal{F}, Z, \odot)$ wobei

- $\mathcal{X} \subseteq \{0, 1\}^*$ eine Menge von **Instanzen**,
- \mathcal{F} eine Abb. ist, die jeder Inst. $x \in \mathcal{X}$ eine Menge $\mathcal{F}(x) \subseteq \{0, 1\}^*$ von **möglichen** (oder **zulässigen**) **Lösungen** zuordnet,
- Z eine Abbildung (die **Zielfunktion**) ist, die jedem $x \in \mathcal{X}$ und $y \in \mathcal{F}(x)$ einen **Zielwert** $Z(x, y) \in \mathbb{R}$ zuordnet und
- $\odot \in \{\min, \max\}$ angibt, ob die Zielfunktion minimiert oder maximiert werden soll.

Def. Eine **optimale Lösung** eines Optimierungsproblems $(\mathcal{X}, \mathcal{F}, Z, \odot)$ zu einer Instanz $x \in \mathcal{X}$ ist ein $y \in \mathcal{F}(x)$ mit

$$Z(x, y) = \odot_{y \in \mathcal{F}(x)} Z(x, y) =: \text{Opt}(x).$$

Def. Ein Algorithmus **löst** ein Optimierungsproblem $(\mathcal{X}, \mathcal{F}, Z, \odot)$, falls er für jedes $x \in \mathcal{X}$

- eine optimale Lösung $y \in \mathcal{F}(x)$ berechnet, falls solch eine existiert,
- „unmöglich“ ausgibt, falls keine Lösung existiert oder
- „möglich, aber keine optimale Lösung“ sonst.

Def. **NPO** ist die Klasse aller Opt.-Probleme $(\mathcal{X}, \mathcal{F}, Z, \odot)$ mit

- $\mathcal{X} \in P$
- Es gibt ein Polynom p , sodass für alle $x \in \mathcal{X}$
 - $|y| \leq p(|x|)$ für alle $y \in \mathcal{F}(x)$ und
 - für alle Wörter w der Länge $|w| \leq p(|x|)$ in polynomieller Zeit (in $|x|$) entscheidbar ist, ob $w \in \mathcal{F}(x)$.
- Die Funktion Z ist in polynomieller Zeit berechenbar.

Bem. Ist $\mathcal{P} \in \text{NPO}$, so ist für jede Instanz $x \in \mathcal{X}$ die Menge der zulässigen Lösungen endlich. Somit gibt es entweder eine optimale Lösung oder nicht einmal eine zulässige Lösung.

Def. **PO** \subseteq **NPO** ist die Subklasse für die ein Lösungsalgorithmus existiert, der in Polynomialzeit läuft.

Beob. $P \neq \text{NP} \implies \text{PO} \neq \text{NPO}$

1.1 Auswertungs- und Entscheidungsproblem

Def. Sei $\mathcal{P} = (\mathcal{X}, \mathcal{F}, Z, \min)$ ein Optimierungsproblem.

- Das zugeh. **Auswertungsproblem** \mathcal{P}_E ist: Gegeben $x \in \mathcal{X}$,
 - berechne $\text{Opt}(x)$, falls x eine optimale Lösung besitzt,
 - gib „zul. Lösungen, aber keine optimale“ aus, falls dies zutrifft,
 - oder gib „unmöglich“ aus, falls keine zulässige Lösung existiert.
- Das zugeh. **Entscheidungsproblem** \mathcal{P}_D ist: Gegeben $x \in \mathcal{X}$ und $k \in \mathbb{Q}$, gibt es eine Lösung $y \in \mathcal{F}(x)$ mit $Z(x, y) \leq k$?

Lem. $\mathcal{P} \in \text{NPO} \implies \mathcal{P}_D \in \text{NP}$

Def. • Ein Entscheidungsproblem \mathcal{P}_1 ist (in Polynomialzeit) auf ein Entscheidungsproblem \mathcal{P}_2 **many-to-one-reduzierbar** (notiert $\mathcal{P}_1 \leq_m \mathcal{P}_2$) falls eine (in Polynomialzeit) berechenbare Funktion $f: \{\text{Instanzen von } \mathcal{P}_1\} \rightarrow \{\text{Instanzen von } \mathcal{P}_2\}$ existiert, sodass die Antwort auf eine Instanz x von \mathcal{P}_1 gleich der Antwort auf die Instanz $f(x)$ von \mathcal{P}_2 ist.

- Ein Problem \mathcal{P}_1 ist (in Polynomialzeit) auf ein Problem \mathcal{P}_2 **Turing-reduzierbar** (notiert $\mathcal{P}_1 \leq_T \mathcal{P}_2$) falls ein Algorithmus existiert, der unter Verwendung eines Orakels für \mathcal{P}_2 das Problem \mathcal{P}_1 (in Polynomialzeit) löst.

Beob. $\mathcal{P}_1 \leq_m \mathcal{P}_2 \implies \mathcal{P}_1 \leq_T \mathcal{P}_2$

Beob. Sei $\mathcal{P} \in \text{NPO}$. Dann gilt $\mathcal{P}_D \leq_T \mathcal{P}_E \leq_T \mathcal{P}$.

Satz. Sei $\mathcal{P} = (\mathcal{X}, \mathcal{F}, Z, \odot) \in \text{NPO}$ mit $\text{im}(Z) \subseteq \mathbb{Z}$.

- Es gilt $\mathcal{P}_D \equiv_T \mathcal{P}_E$.
- Angenommen, \mathcal{P}_D ist NP-vollständig. Dann gilt $\mathcal{P} \equiv_T \mathcal{P}_D$.

Beweisskizze. • Es gilt $|Z(x, y)| \leq 2^{q(|x|)}$ für ein Polynom x .

Der optimale Wert lässt sich durch binäre Suche unter Verw. des Orakels in der Menge möglicher Werte bestimmen.

- O.B.d.A. seien die zul. Lösungen als natürliche Zahlen kodiert, sodass ein ganzzahliges Polynom q existiert mit $y < q(|x|)$ für alle $x \in \mathcal{X}$ und $y \in \mathcal{F}(x)$. Betrachte nun $\mathcal{P}' = (\mathcal{X}, \mathcal{F}, Z', \odot)$ mit $Z'(x, y) := 2^{q(|x|)} \cdot Z(x, y) + y \in \mathbb{Z}$. Sei θ der Optimalwert von \mathcal{P}' zur Instanz $x \in \mathcal{X}$. Dann ist $y = \theta \bmod q(|x|)$ eine optimale Lösung der Instanz x von \mathcal{P} . Dies zeigt $\mathcal{P} \leq_T \mathcal{P}_E$. Es gilt nun

$$\mathcal{P} \leq_T \mathcal{P}'_E \leq_T \mathcal{P}'_D \leq_T \mathcal{P}_D \leq_T \mathcal{P},$$

wobei die zweite Reduktion aus Punkt 1 und die dritte aus der NP-Vollständigkeit von \mathcal{P}_D folgt.

Def. Ein Optimierungsproblem \mathcal{P} heißt **NP-hart**, falls $\mathcal{P}' \leq_T \mathcal{P}$ für jedes Entscheidungsproblem \mathcal{P}' in NP.

Beob. $\mathcal{P} \in \text{NPO}$, \mathcal{P}_D NP-vollständig $\implies \mathcal{P}$ NP-hart

4.1, 4.2 Approximationslösungen und -fehler

Def. Ein **Approximationsalgorithmus** für ein Optimierungsproblem $(\mathcal{X}, \mathcal{F}, Z, \odot)$ ist ein Algorithmus, der für jedes $x \in \mathcal{X}$ eine zulässige Lösung $y \in \mathcal{F}(x)$ produziert.

Def. Sei $x \in \mathcal{X}$ eine Instanz, für die $\text{Opt}(x)$ existiert. Der **absolute Fehler** von $y \in \mathcal{F}(x)$ ist $|Z(x, y) - \text{Opt}(x)|$.

Def. Gelte $Z \geq 0$. Der **relative Fehler** von $y \in \mathcal{F}(x)$ zu $x \in \mathcal{X}$ ist

$$\begin{cases} 0 & \text{falls } \odot = \min, Z(x, y) = \text{Opt}(x) = 0, \\ (Z(x, y) - \text{Opt}(x))/Z(x, y) & \text{falls } \odot = \min, Z(x, y) > 0, \\ (\text{Opt}(x) - Z(x, y))/\text{Opt}(x) & \text{falls } \odot = \max. \end{cases}$$

Bem. Der relative Fehler ist eine Zahl in $[0, 1]$. Eine Lösung ist genau dann optimal, falls ihr relativer Fehler = 0 ist.

Def. Ein **ϵ -Approximationsalgorithmus** ($\epsilon \in [0, 1]$) für \mathcal{P} ist ein Algorithmus, der für jedes $x \in \mathcal{X}$ ein $y \in \mathcal{F}(x)$ mit relativem Fehler $\leq \epsilon$ berechnet. Das Problem \mathcal{P} heißt **ϵ -approximierbar**, falls ein solcher Alg. mit polynomieller Laufzeit existiert.

Def. Sei $\mathcal{P} = (\mathcal{X}, \mathcal{F}, Z, \odot)$ ein Optimierungsproblem mit $Z \geq 0$. Das **Approximationsverhältnis** von $y \in \mathcal{F}(x)$ zu $x \in \mathcal{X}$ ist

$$\begin{cases} 1 & \text{falls } Z(x, y) = \text{Opt}(x) = 0, \\ \text{Opt}(x)/Z(x, y) \in [1, \infty] & \text{falls } \odot = \min, \text{Opt}(x) > 0, \\ Z(x, y)/\text{Opt}(x) \in [1, \infty] & \text{falls } \odot = \max, Z(x, y) > 0. \end{cases}$$

Bem. Das Approximationsverh. ist eine Zahl in $[1, \infty]$. Eine Lösung ist genau dann optimal, falls ihr Approximationsverh. = 1 ist.

Def. Ein Alg. heißt **r -Approximationsalgorithmus** ($r \in (1, \infty]$), falls er für jedes $x \in \mathcal{X}$ ein $y \in \mathcal{F}(x)$ mit Approximationsverhältnis $\leq r$ liefert. Das Problem \mathcal{P} heißt **r -approximierbar**, falls ein solcher Algorithmus mit polynomieller Laufzeit existiert.

Bem. Für das Approximationsverhältnis r und den relativen Fehler ϵ von $y \in \mathcal{F}(x)$ gilt

$$r = 1/(1 - \epsilon), \quad \epsilon = 1 - 1/r.$$

Def. **APX** ist die Klasse aller Probleme in NPO, die r -approximierbar für ein $r > 1$ sind.

7 Polynomialzeit-Approximationsschemata

Def. Ein **Polynomialzeit-Approximationsschema** (PTAS) für $\mathcal{P} \in \text{NPO}$ ist ein Algorithmus, der für jede Instanz x von \mathcal{P} und $\epsilon > 0$ eine mögliche Lösung in $\mathcal{F}(x)$ mit relativem Fehler $\leq \epsilon$ liefert und dessen Laufzeit für jedes fixe $\epsilon > 0$ polynomiell in $|x|$ ist.

Def. **PTAS** := $\{\mathcal{P} \in \text{NPO} \mid \mathcal{P} \text{ hat ein PTAS}\}$

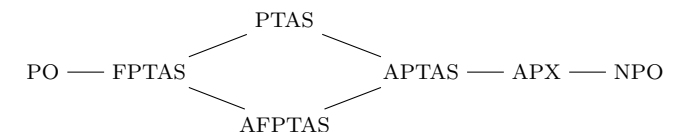
Def. Ein **asymptot. Polynomialzeit-Approximationsschema** (APTAS) für $(\mathcal{X}, \mathcal{F}, Z, \odot)$ ist ein Algorithmus, der für alle $x \in \mathcal{X}$ und $\epsilon > 0$ eine mögliche Lösung $y \in \mathcal{F}(x)$ mit

$$|Z(x, y) - \text{Opt}(x)| \leq \epsilon \cdot \max\{Z(x, y), \text{Opt}(x)\} + K$$

für eine Konstante K berechnet und dessen Laufzeit für alle festen ϵ polynomiell in $|x|$ ist.

Def. Ein (asympt.) **Voll-Polynomialzeit-Approx'schema** ((A)FPTAS) für \mathcal{P} ist ein (A)PTAS für \mathcal{P} , dessen Laufzeit für die Instanz (x, ϵ) durch ein Polynom in $|x|$ und in $1/\epsilon$ beschränkt ist.

Def. **(A)(F)PTAS** := $\{\mathcal{P} \in \text{APX} \mid \mathcal{P} \text{ hat ein (A)(F)PTAS}\}$



Optimierungsprobleme (in NPO)

Überdeckungsprobleme

Problem (Minimum Vertex Cover, MVC). Geg. einen unger. Graphen $G = (V, E)$, berechne eine *Knotenüberdeckung* C , d. h.

$$\forall v, w \in V : \{v, w\} \in E \implies v \in C \vee w \in C,$$

die minimale Größe $|C|$ unter allen Knotenüberdeckungen besitzt.

Problem (Minimum Weighted Vertex Cover). Geg. einen unger. Graphen $G = (V, E)$ und eine *Kostenfunktion* $c : V \rightarrow \mathbb{R}_{\geq 0}$, berechne eine *Knotenüberdeckung* C , die minimale *Kosten* $\sum_{v \in C} c(v)$ unter allen Knotenüberdeckungen besitzt.

Problem (Maximum Independent Set, MIS). Geg. einen unger. Graphen (V, E) , berechne eine *unabh. Menge* $M \subseteq V$, d. h.

$$\forall v \in M : \forall w \in V : (v, w) \in E \implies w \notin M,$$

die maximale Größe $|M|$ unter allen unabhängigen Mengen besitzt.

Bem. Für einen Graphen (V, E) und eine Teilmenge $S \subseteq V$ gilt: S ist (max.) unabh. Menge $\iff V \setminus S$ ist (min.) Vertex Cover

Problem (Minimum Set Cover). Gegeben seien $n \in \mathbb{N}$ und $\mathcal{C}_0 \subseteq \mathcal{P}(\{1, \dots, n\})$. Die Menge der möglichen Lösungen ist

$$\mathcal{F} := \{C \subseteq \mathcal{C}_0 \mid \bigcup_{S \in C} S = \bigcup_{S \in \mathcal{C}_0} S\}$$

Aufgabe: Finde $C \in \mathcal{F}$ mit minimalem $|C|$!

Bem. Minimum Set Cover verallgemeinert Minimum Vertex Cover, (Black-and-White) Dominating Set und Edge Dominating Set.

Graphenfärbungen

Problem (Minimum Vertex Coloring, ►). Gegeben sei ein unger. Graph $G = (V, E)$. Die Menge der *Eckenfärbungen* ist

$$\mathcal{F} := \{\text{Abbildungen } c : V \rightarrow \mathbb{N} \mid \forall \{v, w\} \in E : c(v) \neq c(w)\}.$$

Ziel: Finde $c \in \mathcal{F}$ mit minimaler Anzahl $\max c(V)$ an Farben.

Problem (Minimum Edge Coloring). Gegeben sei ein unger. Graph $G = (V, E)$. Die Menge der *Kantenfärbungen* ist

$$\mathcal{F} := \{\text{Abb. } c : E \rightarrow \mathbb{N} \mid \forall e_1 \neq e_2 \in E : e_1 \cap e_2 \neq \emptyset \implies c(e_1) \neq c(e_2)\}$$

Ziel: Finde $c \in \mathcal{F}$ mit minimaler Anzahl $\max c(V)$ an Farben.

Dominierende Mengen (in Graphen)

Problem (Minimum Dominating Set). Gegeben sei ein Graph $G = (V, E)$. Mengen $D \subseteq V$ mit $V = D \cup \text{Neighbors}_G(D)$ heißen **dominierend**. Ziel: finde domin. Menge D kleinster Größe $|D|$!

Problem (Black-and-White Dominating Set). Gegeben einen unger. Graph $G = (B \cup W, E)$ mit $B \cap W = \emptyset$, finde ein $D \subseteq B \cup W$ minimaler Größe, sodass $B \subseteq D \cup \text{Neighbors}_G(D)$.

Problem (Edge Dominating Set). Gegeben einen unger. Graph G und $k \in \mathbb{N}$. Frage: Gibt es eine Kantendominierung der Größe $\leq k$, d. h. gibt es ein $D \subseteq E$ mit $|D| \leq k$, sodass jede Kante in E mindestens einen Endpunkt mit einer Kante aus D gemeinsam hat?

Probleme in unger. Graphen mit Kantengewichten

Problem (Minimum TSP). Gegeben sei ein vollständiger unger. Graph $G = (V, E)$ und eine Abb. $c : E \rightarrow \mathbb{R}_{\geq 0}$. Gesucht ist eine zyklische Permutation σ von V (eine *Tour*), sodass die *Länge* $\sum_{v \in V} c(\{v, \sigma(v)\})$ minimal wird.

Problem (Minimum Δ -TSP). Gegeben sei ein endlicher metrischer Raum (V, c) . Gesucht ist eine zyklische Permutation σ von V (eine *Tour*), sodass die *Länge* $\sum_{v \in V} c(v, \sigma(v))$ minimal wird.

Problem (Minimum Steiner Forest). Geg. sei ein unger. Graph $G = (V, E)$ eine *Kostenfktn* $c : E \rightarrow \mathbb{R}_{\geq 0}$ und eine Abb. $r : V \rightarrow \mathbb{N}$. Mögliche Lsgn sind Teilmengen $F \subseteq E$ von G , sodass alle $u, v \in V$ mit $r(u) = r(v)$ durch einen Pfad mit Kanten in F verbunden sind. Gesucht ist ein solcher Subgraph, der $\sum_{e \in E_F} c(e)$ minimiert.

Satisfiability

Problem (k -SAT(isfiability)).

Gegeben sei eine Formel in konjunktiver Normalform, etwa

$$(x_1 \vee x_2 \vee \overline{x_3}) \wedge (\overline{x_1} \vee \overline{x_3} \vee x_4 \vee \overline{x_5}) \wedge (x_2 \vee x_5) \wedge (x_3 \vee \overline{x_4}).$$

Die Maximalzahl an *Literals* in einer *Clause* sei dabei $\leq k$.

Entscheide, ob die Formel **erfüllbar** ist, d. h. ob es eine Zuweisung der Variablen gibt, sodass die Formel wahr ist.

Problem (MaxSAT). Geg. eine Formel in KNF, finde eine Variablenzuweisung, die die Anzahl der gültigen Clauses maximiert.

Packungs- und Scheduling-Probleme

Problem (Minimum Makespan Scheduling). Seien $p, n \in \mathbb{N}$ und $l_1, \dots, l_n \in \mathbb{R}_{>0}$ gegeben. Für $f : \{1, \dots, n\} \rightarrow \{1, \dots, p\}$ setze

$$t(f) := \max_{1 \leq i \leq p} \sum_{j \in f^{-1}(i)} l_j.$$

Berechne das f , für das $t(f)$ minimal wird!

Interpretation. p ist die Anzahl von *Arbeitern*, l_1, \dots, l_n sind die Längen von zu erledigenden *Jobs* und $t(f)$ ist die *Gesamtdauer* bei der durch f gegebenen Verteilung der Jobs auf die Arbeiter an.

Bem. MMS ist NP-hart, da das zugeh. Entscheidungsproblem Bin Packing bekannterweise NP-hart ist.

Problem (Maximum Knapsack). Seien $n \in \mathbb{N}$ und $v_1, \dots, v_n, w_1, \dots, w_n, W \in \mathbb{R}_{>0}$ gegeben. Die Menge der möglichen Lsgn sei $\mathcal{F} := \{S \subseteq \{1, \dots, n\} \mid \sum_{i \in S} w_i \leq W\}$.

Gesucht: $\arg \max_{S \in \mathcal{F}} \sum_{i \in S} v_i$

Interpretation. Man wählt unter n Sachen mit jeweils einem *Gewicht* w_i und einem *Nutzwert* v_i diejenigen aus, die man in einen Rucksack packt, sodass das Gesamtgewicht eine festgelegte Grenze W nicht übersteigt und der Nutzen maximal wird.

Problem (Maximum Integer Knapsack).

Wie Maximum Knapsack aber mit $v_1, \dots, v_n \in \mathbb{N}_{>0}$.

Problem (Minimum Bin Packing). Gegeben seien *Objektgrößen* $v_1, \dots, v_n \in [0, 1]$. *Packungen* sind Abbildungen $f : \{1, \dots, n\} \rightarrow \mathbb{N}$, die jedem *Objekt* einen *Behälter* (mit Volumen 1) zuweisen, sodass

$$\sum_{i \in f^{-1}(j)} v_i \leq 1 \quad \text{für alle } j \in \mathbb{N}.$$

Gesucht ist ein f mit minimaler Anzahl $\max \text{im}(f)$ von Behältern.

Übersicht

Vertex Cover für Intervallgraphen in PO (§3.2), lösbar in $\mathcal{O}(\alpha_0^n \cdot m + n)$ mit $\alpha_0 \approx 1,325$ (§5.4), Parametrisierung mit Zeit $\mathcal{O}(k^2 \cdot \alpha_0^k + n + m)$ möglich (§8.1), mit Baumzerl. der Weite $\leq k$ lösbar in $\mathcal{O}(k2^k n + km)$ (§9.4), 2-approximierbar (sogar mit Gewichten, §10.2), für bipartite Graphen in PO (§12), linearer Kernel berechenbar in $\mathcal{O}(n + m)$ (§12)

Independent Set für Intervallgraphen in PO (§3.2), für planare Graphen Param. mit Zeit $\mathcal{O}(6^k \cdot n)$ möglich (§9.2), mit Baumzerl. der Weite $\leq k$ lösbar in $\mathcal{O}(k2^k n + km)$ (§9.4), für planare Graphen gibt es PTAS mit $\frac{k}{k+1}$ -Approx. in Zeit $\mathcal{O}(k^2 2^{3k} n)$ (§9.4), für bipartite Graphen in PO (§12),

Set Cover H_n -approximierbar (§3.5)

Vertex Coloring $\mathcal{O}(n/\log n)$ -approximierbar (§4.4), bei planaren Graphen mit 5 Farben möglich (und Absolutfehler ≤ 2 , ÜA 9.5)

Edge Coloring approximierbar mit abs. Fehler 1 (§4.1)

Dominating Set für planare Graphen Parametrisierung mit Zeit $\mathcal{O}(7^k \cdot n)$ wobei $k \leq n/28$ möglich (§9.2)

TSP \notin APX (falls $P \neq NP$, §4.3)

Δ -TSP (3/2)-approximierbar (§4.3)

Steiner Forest 2-approximierbar (§10.4)

3-SAT lösbar in $\mathcal{O}(|F| \cdot \alpha_0^n)$ mit $\alpha_0 \approx 1,84$ (§5.3)

MaxSAT \notin PTAS (falls $P \notin NP$, §11), trivial 1/2-approximierbar (§8.2), Parametrisierung mit Zeit $\mathcal{O}(k^2 \phi^k + |F|)$ möglich (§8.2), im Erwartungswert 3/4-approximierbar (§10.3)

Makespan Scheduling (3/4)-approximierbar (§3.3)

Knapsack (1/2)-approximierbar (§3.4), Integer Knapsack pseudopolynomiell in $\mathcal{O}(nV)$ (§6.1), FPTAS mit $\mathcal{O}(n^3/\epsilon)$ (§7),

Bin Packing \notin PTAS (falls $P \neq NP$, §7), lösbar mit r versch. Größen in $\mathcal{O}(n^{2r+2})$ (§6.2), APTAS mit $(1 + \delta)z^* + 1$ Bins in Zeit $\mathcal{O}(n^{8/\delta^2+2})$ (§7)

Algorithmen für Probleme in NPO

3.2 Gieriges Cabin Manager's Problem

Def. Ein **Intervallmodell** eines Graphen $G = (V, E)$ ist eine Abbildung $\phi : E \rightarrow \{[a, b] \mid a, b \in \mathbb{Q}\}$, sodass

$$\forall v \neq w \in V : (v, w) \in E \iff \phi(v) \cap \phi(w) \neq \emptyset.$$

Ein Graph heißt **Intervallgraph**, falls er ein Intervallmodell besitzt.

Problem (*Cabin Manager's Problem*). MIS auf Intervallgraphen

Algorithmus. Beginne mit $C := \emptyset$, füge dann wiederholt gierig das vom aktuellen C unabhängige Intervall mit dem kleinsten Endpunkt zu C hinzu, bis es kein solches Intervall mehr gibt.

Satz. Dieser Algorithmus berechnet tatsächlich ein MIS.

3.3 Gieriges Minimum Makespan Scheduling

Algorithmus. Gehe die Jobs in nach Dauer absteigender Reihenfolge durch, weise jeden Job dem Arbeiter zu, der bisher am wenigsten ausgelastet ist.

Satz. Das Approximationsverhältnis der berechneten zul. Lösung ist

$$\leq 4/3 - 1/3p.$$

Beweisskizze. Sei t die Länge des letzten Jobs des am längsten beschäftigten Arbeiters und z^* die minimale Gesamtdauer.

- Falls $t > z^*/3$, so hat der Alg. sogar eine optimale Lsg gefunden.
- Falls $t \leq z^*/3$, so folgt die Behauptung durch geeign. Abschätzen.

Kor. Minimum Makespan Scheduling ist $(1/4)$ -approximierbar.

3.4 Gieriges Maximum Knapsack Packing

Algorithmus. Gehe die Sachen absteigend nach ihrem Nutzen-Kosten-Verhältnis v_i/w_i durch und packe jede Sache ein, die noch in den Rucksack passt. Sei z der Gesamtnutzen des so zusammengestellten Sets. Falls eine Sache mit Nutzen $v_i > z$ (und $w_i \leq W$) nicht eingepackt wurde, so räume den Rucksack wieder aus und packe als einziges diese Sache ein.

Satz. Der relative Fehler der durch diesen Algorithmus berechneten Approximationslösung ist $\leq 1/2$.

Beweisskizze. Sei z^* der Gesamtnutzen einer optimalen Lösung und j der Index der ersten vom gierigen Alg. nicht eingepackten Sache. Dann gilt $z^* \leq z + v_j \leq 2 \cdot \max\{z, v_j\}$.

Kor. Maximum Knapsack ist $(1/2)$ -approximierbar.

3.5 Gieriges Minimum Set Cover

Algorithmus. Beginne mit $\mathcal{C} := \emptyset$, füge dann immer ein $T \in \mathcal{C}_0$ zu \mathcal{C} hinzu, welches

$$T \cap \left(\bigcup_{S \in \mathcal{C}_0} S \setminus \bigcup_{S \in \mathcal{C}} S \right)$$

maximiert, bis $\bigcup_{S \in \mathcal{C}_0} S = \bigcup_{S \in \mathcal{C}} S =: U$.

Satz. Sei $n := \max_{S \in \mathcal{C}_0} |S|$. Die vom Greedy-Alg. berechnete Lösung \mathcal{C} ist maximal um den Faktor $H_n := \sum_{j=1}^n 1/j \leq 1 + \ln n$ größer als die optimale Lösung.

Beweisskizze. Seien $S_1, \dots, S_t \in \mathcal{C}_0$ die vom Algorithmus nacheinander ausgewählten Mengen. Setze

$T_i := S_i \setminus (S_1 \cup \dots \cup S_{i-1})$ für $i = 1, \dots, t$. Für $x \in U$ sei

$$w(x) := 1/|T_i|, \quad \text{wobei } i \text{ dasjenige mit } x \in T_i \text{ ist.}$$

Dann gilt für alle $S \in \mathcal{C}_0$, dass $\sum_{x \in S} w(x) \leq H_{|S|}$. Es folgt

$$|\mathcal{C}| = t = \sum_{x \in U} w(x) \leq \sum_{S \in \mathcal{C}^*} \sum_{x \in S} w(x) \leq |\mathcal{C}^*| \cdot H_n.$$

Kor. Minimum Set Cover ist $(\ln n / (1 + \ln n))$ -approximierbar (bei Eingabegröße n).

Resultat. Der Worst-Case des Greedy-Algorithmus kann asympt. nicht verbessert werden: Es gibt keinen determ. Polynomialzeit-Alg. für MSC, der ein Approx'-verh. von $\ln n - \epsilon$ mit $\epsilon > 0$ erreicht.

4.1 Ein Approx'-alg. für Minimum Edge Coloring

Satz (Vizing's Algorithmus, ►). Es gibt einen Algorithmus, der für jeden Graph $G = (V, E)$ eine Kantenfärbung mit höchstens $\Delta + 1$ Farben, wobei $\Delta := \max_{v \in V} \deg_G(v)$, berechnet.

Algorithmus. Sei $e_0 = \{u, v_0\} \in E$ beliebig. Induktiv dürfen wir annehmen, dass $c : E \setminus \{e_0\} \rightarrow \{0, \dots, \Delta\}$ eine Kantenfärbung von $G - \{e_0\}$ ist. Setze $i := 0$. Führe folgendende Schritte wiederholt aus, bis Fall A oder B eintritt:

1. Sei c_{i+1} eine Farbe, die an v_i frei ist.
2. Sei $e_{i+1} = \{u, v_{i+1}\} \in E$ die Kante mit $c(e) = c_{i+1}$ (eine solche existiert, da A nicht gegeben ist).
3. Erhöhe i um eins.

Abbruchbedingungen:

- A. Falls ein minimales $j = 0, \dots, i$ existiert, für das es eine Farbe \tilde{c} gibt, die an v_j und u frei ist, so färbe wie folgt um und ein:

$$c'(e_j) := \tilde{c}, \quad c'(e_{j-1}) := c_j, \quad \dots, \quad c'(e_1) := c_2, \quad c'(e_0) := c_1$$

- B. Ansonsten, falls eine Farbe c_k mit $0 \leq k < i$ an v_i frei ist: Sei d eine Farbe, die an u frei ist. Vertausche $c_k \leftrightarrow d$ in dem $\{c_k, d\}$ -Pfad, der v_i als Endpunkt enthält. Durch Fallunterscheidung über den anderen Endpunkt sieht man, dass danach Fall A anwendbar ist.

Kor. Es gibt einen Polynomialzeit-Approximationsalg. für Minimum Edge Coloring mit Absolutfehler ≤ 1 .

Kor. Minimum Edge Coloring ist $4/3$ -approximierbar

4.3 Ein Approximationsalg. für Δ -TSP

Erinnerung. Minimale Spannäume für einen gewichteten ungerichteten Graphen können in polynomialer Zeit mit Kruskals oder mit Prim's Algorithmus berechnet werden.

Satz. Minimum Δ -TSP ist 2-approximierbar.

Beweisskizze. Sei (V, c) eine Instanz und z^* die minimale Länge einer Tour. Berechne einen minimalen Spannbaum. Dessen Kanten haben eine Gesamtlänge von $\leq z^*$. Führe Tiefensuche im Spannbaum durch und liste jeden neu entdeckten Knoten auf. Die so erhaltene Tour hat (wegen der Dreiecksungleichung) Länge $\leq 2z^*$.

Def. Ein unger. Multigraph heißt *Eulersch*, falls er eine *Eulertour* besitzt, also eine Tour, die jede Kante nur ein Mal benutzt.

Lem. Ein zshgder ungerichteter Multigraph ist genau dann Eulersch, wenn alle seine Knoten geraden Grad haben. In dem Fall kann man eine Eulertour in Polynomialzeit finden.

Kor. Sei (V, c) eine Instanz des Minimum Δ -TSP. Aus jedem Eulerschen Multigraph auf der Knotenmenge V mit Gesamtkantengewicht C kann man eine TSP-Tour der Gesamtlänge $\leq C$ in Polynomialzeit berechnen.

Def. Sei $G = (V, E)$ ein unger. Graph. Ein **Matching** in G ist eine Teilmenge $E' \subseteq E$, sodass $e \cap e' = \emptyset$ für alle $e, e' \in E'$ mit $e \neq e'$. Ein Matching heißt **perfekt**, falls $V = \bigcup_{e \in E'} e$. Die *Kosten* eines Matchings bzgl. einer Kostenfunktion $c : E \rightarrow \mathbb{R}_{\geq 0}$ sind $\sum_{e \in E'} c(e)$.

Satz. Ein Matching maximaler Größe mit minimalen Kosten (unter den Matchings maximaler Größe) kann für einen geg. Graphen G mit n Knoten in Zeit $n^{O(1)}$ berechnet werden.

Satz (Christofides). Minimum Δ -TSP ist $3/2$ -approximierbar.

Beweisskizze. Sei (V, c) eine Instanz und z^* die minimale Länge einer Tour. Berechne einen min. Spannbaum. Berechne ein perfektes Matching mit minimalen Kosten auf den Knoten des Stammbaums mit ungeradem Grad. Die Kosten dieses Matchings sind $\leq z^*/2$. Der Multigraph auf V bestehend aus den Kanten des Matchings und denen des Spannbauums ist Eulersch mit Gesamtkosten $\leq 3/2 z^*$. Aus diesem erhalten wir eine TSP-Tour der Länge $\leq 3/2 z^*$.

4.4 Ein Approx'-alg. für Min. Vertex Coloring

Algorithmus (Greedy Vertex Coloring).

Wiederhole folgende Schritte, bis alle Knoten gefärbt sind:

1. Bestimme ein nicht-vergrößerbares IS I in G wie folgt: Setze $H := G$, $I := \emptyset$, dann führe folgende Schritte aus, solange $H \neq \emptyset$:

- (a) Wähle einen Knoten v minimalen Grades aus H aus.
- (b) Füge v zu I hinzu.
- (c) Lösche v und seine Nachbarknoten aus H .

2. Färbe alle Knoten in I in einer noch unbenutzten Farbe.

3. Lösche die Knoten in I aus G .

Satz. Greedy Vertex Coloring ist (für Graphen mit n Knoten) ein $\mathcal{O}(n/\log n)$ -Approximationsalgorithmus.

Beweisskizze. Sei k die optimale Zahl an benötigten Farben. Sei m_i ($i \geq 0$) die Anzahl der Knoten in H am Beginn der i -ten Iteration der inneren Schleife. Dann gibt es ein IS der Größe $\geq m_i/k$ in H und folglich ist in H der Minimalgrad $\leq m_i - m_i/k$. Somit ist $m_{i+1} \geq m_i/k - 1$. Durch Induktion folgt $m_i \geq m_0/k^i - 2$. Also gilt dann $|I| = \min\{i \mid m_i = 0\} \geq \log(m_0/2)/\log(k)$. Daraus kann man eine Schranke für die benötigten Iterationen der äußeren Schleife, was der Anzahl Farben entspricht, herleiten.

Bem. Der naive Greedy-Algorithmus für MVC, der die Knoten absteigend nach Grad sortiert und dann in der Reihenfolge in der jeweils kleinsten verfügbaren Farbe färbt, hat ein Worst-Case-Approximationsverhältnis von $\Omega(n)$.

5 Idee: Baumsuche

Strategie (Branch and Bound für Minimierungsprobleme). Organisiere den Suchraum als Baum, der zunächst nur eine Wurzel enthält, wobei mögliche Lösungen aus $\mathcal{F}(x)$ Blätter sind und „partielle Lösungen“ (die zu einer möglichen Lösung erweitert werden können oder auch nicht) die Verzweigungen bilden. Es ist nicht praktikabel, den gesamten Baum zu durchsuchen. Darum mache folgendes: Beschrifte die Verzweigungen mit einer (kostengünstig) berechneten unteren Schranke für die Kosten einer Lösung, die Erweiterung der partiellen Lösung ist. Expandiere dann wiederholt eine Verzweigung im Baum, d.h. berechne seine Kindknoten und beschrifte sie mit einer unteren Schranke der Kosten. Verzweigungen, deren untere Schranke mindestens so groß ist wie die Kosten einer bisher gefundenen zulässigen Lösung müssen nicht expandiert werden. Gibt es keine Verzweigung mehr, die expandiert werden muss, so ist die bisher gefundene zulässige Lösung mit minimalen Kosten eine optimale Lösung.

Bem. Der Algorithmus kann auch früher abgebrochen werden, etwa wenn die unteren Schranken nur etwas kleiner sind als die Kosten der besten bisher gefundenen Lösung und wenn man mit einer approximativen Lösung zufrieden ist.

Bsp. Für das TSP auf (V, E) sind partielle Lösungen Pfade $p = u_0 \cdots u_m$ beginnend bei einem Startknoten u_0 . Eine untere Kostenschranke für Touren, die Erweiterung des Pfades p sind, ist

$$d := \min\{c(u_0, v) \mid v \in V \setminus \{u_0, \dots, u_k\}\} \\ + \min\{c(u_k, v) \mid v \in V \setminus \{u_0, \dots, u_k\}\} \\ + \text{Summe der Kosten der } n - k - 1 \text{ kostengünstigsten} \\ \text{Kanten zwischen Knoten in } \{u_0, \dots, u_k\}$$

Bem. In der Praxis schaffen Branch-and-Bound-Algorithmen oft eine drastische Verkleinerung des Suchraums. Theoretisch haben sie jedoch für gew. dieselbe asympt. Laufzeit wie erschöpfende Suche.

5.3 3-SATisfiability mit Baumsuche

Notation. Für eine Formel F (in KNF) und ein Literal l sei $F|_{l=i}$ ($i \in \{0, 1\}$) die Formel, die man erhält, wenn man x durch i (bzw. $1-i$) ersetzt, wobei $l=x$ (bzw. $l=\bar{x}$) für eine Var. x und vereinfacht.

Satz. Eine Instanz F von 3-SAT kann in Zeit $\mathcal{O}(|F| \cdot \alpha_0^n)$ entschieden werden, wobei $\alpha_0 \approx 1.84$ und $|F| = \#\text{Literale in } F$.

function DECIDE(F)

```
if  $F$  hat keine Clauses then return true
wähle eine Clause  $l_1 \vee \dots \vee l_k$  in  $F$  (mit  $k \in \{0, 1, 2, 3\}$ )
for  $i := 1, \dots, k$  do
    if DECIDE( $F|_{l_i=0, \dots, l_{i-1}=0, l_i=1}$ ) then return true
return false
```

Beweisskizze. Sei $f(n)$ die maximale Anzahl an Blättern im Rekursionsbaum für eine Formel mit n Variablen. Dann kann man $f(n) \leq \alpha^n$ mit allen $\alpha > 1$ zeigen, für die gilt:

$$\alpha^{n-1} + \alpha^{n-2} + \alpha^{n-3} \leq \alpha^n \iff \alpha^{-1} + \alpha^{-2} + \alpha^{-3} \leq 1$$

Lem. Sei F eine Formel in 3-KNF und $F' = F|_{l_1=a_1, \dots, l_k=a_k}$ mit Literalen l_1, \dots, l_k und $a_1, \dots, a_k \in \{0, 1\}$. Falls F' keine Clause der Länge < 3 hat, so gilt: F ist erfüllbar $\iff F'$ ist erfüllbar

Satz. Eine Instanz F von 3-SAT kann in Zeit $\mathcal{O}(|F| \cdot \beta^n)$ entschieden werden, wobei $\beta \approx 1,73$ die Wurzel von $\alpha^5 - \alpha^3 - 2\alpha^2 - 2\alpha - 1 = 0$ ist.

5.4 Minimum Vertex Cover mit Baumsuche

Satz. Instanzen von Minimum Vertex Cover mit n Knoten und m Kanten können in Zeit $\mathcal{O}(3^{n/2} \cdot m + n)$ gelöst werden.

Notation. $G - W$ ist der Graph $G = (V, E)$ mit den Knoten in $W \subseteq V$ und den an W inzidenten Kanten gelöscht.

function COMPUTEMVC($G = (V, E)$)

```
if  $G = \emptyset$  then return  $\emptyset$ 
if  $G$  hat isolierten Knoten  $u$  then
    return COMPUTEMVC( $G - \{u\}$ )
if  $G$  hat Knoten  $u$  vom Grad 1 mit Nachbar  $v$  then
    return  $\{v\} \cup \text{COMPUTEMVC}(G - \{u, v\})$ 
if  $G$  hat Dreieck mit Eckknoten  $u, v, w$  then
     $C_{u,v} := \{u, v\} \cup \text{COMPUTEMVC}(G - \{u, v\})$ 
     $C_{u,w} := \{u, w\} \cup \text{COMPUTEMVC}(G - \{u, w\})$ 
     $C_{v,w} := \{v, w\} \cup \text{COMPUTEMVC}(G - \{v, w\})$ 
    return kleinste der Überdeckungen  $C_{u,v}, C_{u,w}$  und  $C_{v,w}$ 
if  $G$  hat einfachen Pfad  $u - v - w - z$  then
     $C_{u,w} := \{u, w\} \cup \text{COMPUTEMVC}(G - \{u, w\})$ 
     $C_{v,w} := \{v, w\} \cup \text{COMPUTEMVC}(G - \{v, w\})$ 
     $C_{v,z} := \{v, z\} \cup \text{COMPUTEMVC}(G - \{v, z\})$ 
    return kleinste der Überdeckungen  $C_{u,w}, C_{v,w}$  und  $C_{v,z}$ 
```

Bem. In der Umgebung jedes Knoten eines Graphen tritt einer der vier Fälle auf. Es kann daher in konstanter Zeit einer der vier Fälle ausgewählt werden. Auf Reihenfolge muss nicht geachtet werden!

Wir sagen, ein Fall *verzweigt gemäß* A_1, \dots, A_k , falls er den Algorithmus rekursiv mit Argumenten $G - A_1, \dots, G - A_k$ aufruft. Die Multimenge $\{|A_1|, \dots, |A_k|\}$ heißt zugehörige *Verzweigungsmultimenge*. Für eine solche Multimenge $\{a_1, \dots, a_k\}$ setzen wir

$$\alpha(a_1, \dots, a_k) := \text{das eindeutige } x \geq 1 \text{ mit } x^{-a_1} + \dots + x^{-a_k} = 1.$$

Schaffen wir es, einen Algorithmus mit m Fällen mit Verzweigungsmultimengen $\mathcal{A}_1, \dots, \mathcal{A}_m$ anzugeben (sodass in konstanter Zeit entschieden werden kann, welcher Fall vorliegt), so läuft der Algorithmus in Zeit $\mathcal{O}(\alpha_0^n \cdot m + n)$, wobei $\max\{\alpha(\mathcal{A}_i) \mid i = 1, \dots, m\}$

Satz. Instanzen von Minimum Vertex Cover mit n Knoten und m Kanten können in Zeit $\mathcal{O}(\alpha_0^n \cdot m + n)$ gelöst werden, wobei $\alpha_0 \approx 1,325$ die Wurzel von $x^3 - x - 1$ ist.

Beweisidee. Richtig krasse Fallunterscheidung

6.1 Maximum Integer Knapsack mit dyn. Progr.

Satz. Sei $P = (v_1, \dots, v_n, w_1, \dots, w_n)$ eine Instanz von Maximum Integer Knapsack. Setze $V := v_1 + \dots + v_n$. Dann kann P in Zeit $\mathcal{O}(nV)$ gelöst werden.

Algorithmus. Löse mit dynamischer Programmierung die Unterprobleme $(P_{j,v})_{1 \leq j \leq n, 1 \leq v \leq V}$ mit

$$P_{j,v} := \text{finde } S \subseteq \{1, \dots, j\} \text{ mit } \sum_{i \in S} v_i = v \text{ und } \sum_{i \in S} w_i \text{ minimal unter allen solchen Teilmengen!}$$

Die Lösung ergibt sich aus den Lösungen von $P_{n,1}, \dots, P_{n,V}$.

Bem. Die Laufzeit ist **pseudopolynomiell**: Sie hängt polynomiell von den in der Eingabe enthaltenen Zahlen ab.

6.2 Minimum Bin Packing mit dyn. Progr.

Satz. Instanzen P von Minimum Bin Packing mit n Objekten in r versch. Größen können in Zeit $\mathcal{O}(n^{2r+2})$ gelöst werden.

Algorithmus. Seien s_1, \dots, s_r die verschiedenen Größen. Wir nennen einen Vektor $A = (a_1, \dots, a_r) \in \mathbb{N}^r$ einen *Packungstyp*, falls $\sum_{i=1}^r a_i s_i \leq 1$. Sei $\{A_1, \dots, A_t\}$ die Menge aller Packungstypen. Löse mit dyn. Programmierung die Unterprobleme

$$P_{j,B} := \text{finde } f : \{1, \dots, j\} \rightarrow \mathbb{N} \text{ mit } \sum_{i=1}^j f(i) \cdot A_i = B \text{ und } \sum_{i=1}^j f(i) \text{ ist minimal unter all solchen } f.$$

mit $1 \leq j \leq t$ und $B \in \mathbb{N}^r$ mit $B \leq P$. Das urspr. Problem ist $P_{t,P}$.

7 Ein FPTAS für Maximum Knapsack

Satz. Es gibt einen Algorithmus, der für jedes $\epsilon > 0$ und jede Instanz $(v_1, \dots, v_n, w_1, \dots, w_n, W)$ von Maximum Knapsack in Zeit $\mathcal{O}(n^3/\epsilon)$ eine ϵ -approximative Lösung liefert.

Algorithmus. (O.B.d.A. sei $w_i \leq W$ für alle i .)

1. Setze $K := \epsilon V/n^2$, wobei $V := v_1 + \dots + v_n$.
2. Löse die Instanz $(\lfloor v_1/K \rfloor, \dots, \lfloor v_n/K \rfloor, w_1, \dots, w_n, W)$ von Maximum Integer Knapsack mit dem Algorithmus basierend auf dynamischer Programmierung.
3. Die Lösung dieses geänderten Problems ist eine ϵ -Approximation des ursprünglichen Problems.

Beweisskizze. Sei S^* eine optimale Lösung. Dann gilt:

$$\sum_{i \in S} v_i \geq K \sum_{i \in S} v'_i \geq K \sum_{i \in S^*} v'_i \geq K \sum_{i \in S^*} \left(\frac{v_i}{K} - 1\right) \geq \sum_{i \in S^*} v_i - Kn \\ \implies \frac{\sum_{i \in S^*} v_i - \sum_{i \in S} v_i}{\sum_{i \in S^*} v_i} \leq \epsilon \frac{V}{n \sum_{i \in S^*} v_i} \leq \epsilon.$$

7 Ein APTAS für Minimum Bin Packing

Lem. Es gibt einen Algorithmus, der für jede Instanz von *Minimum Bin Packing* mit n Objekten der Größe $\geq \delta$ eine Packung der Objekte in $(1 + \delta)z^* + 1$ Behälter in Zeit $\mathcal{O}(n^{2/\delta^2+2})$ berechnet, wobei z^* die optimale Zahl der Behälter ist.

Algorithmus. Setze $k := \lceil \delta^2 n \rceil$. Sortiere die Objekte absteigend nach Größe und bilde Gruppen mit je k Objekten. Benutze je einen eigenen Bin für jedes Objekt der ersten Gruppe. Ersetze in den anderen Gruppen jedes Objekt durch eine Kopie des kleinsten Objekts der vorhergehenden Gruppe. Löse das so durch „Aufrunden“ vergrößerte Instanz mit dem Algorithmus aus §6.2.

Satz. Es gibt einen Algorithmus, der für jede Instanz von *Minimum Bin Packing* mit n Objekten eine Packung der Objekte in $(1 + \delta)z^* + 1$ Behälter in Zeit $\mathcal{O}(n^{8/\delta^2+2})$ berechnet.

Algorithmus. Setze $\delta := \epsilon/2$. Packe die großen ($\geq \delta$) Objekte wie im vorh. Lemma. Fülle dann mit den kleinen ($< \delta$) auf und eröffne neue Bins, falls nötig.

Somit ist Minimum Bin Packing \in APTAS. Man kann sogar zeigen:

Resultat. Minimum Bin Packing \in AFPTAS

8 Idee: Parametrisierung

Vorgehen. Füge einen weiteren Parameter (zusätzlich zu den Größenparametern) für Probleminstanzen ein, suche nach einem Algorithmus, dessen Laufzeit wesentlich von diesem Parameter abhängt, sodass Instanzen, die einen kleinen Wert für den Parameter haben, in akzeptabler Zeit gelöst werden können.

8.1 Parametrisiertes Minimum Vertex Cover

Satz. Es gibt einen Algorithmus, der gegeben einen Graphen G mit n Ecken und m Kanten und ein $k \geq 0$ in Zeit $\mathcal{O}(n \cdot 1,325^k + m)$ ein Minimum Vertex Cover der Größe $\leq k$ berechnet, falls es ein solches gibt (ansonsten soll der Algorithmus „keine Lösung“ zurückgeben).

Idee. Verwende den rekursiven Baumsuche-Algorithmus für Minimum-Vertex-Cover, aber breche die Rekursion ab, wenn das sich in Konstruktion befindende Cover Größe $> k$ erreicht. Außerdem optimiere rekursive Aufrufe dadurch, dass der Graph nicht für den Aufruf kopiert wird.

Satz. Es gibt einen Algorithmus, der gegeben einen Graphen G mit n Ecken und m Kanten und ein $k \geq 0$ in Zeit $\mathcal{O}(k^2 \cdot 1,325^k + n + m)$ ein MVC der Größe $\leq k$ berechnet, falls ein solches existiert.

Idee. Füge jeden Knoten mit Grad $\geq k$ zum Cover hinzu (da jedes Cover der Größe $\leq k$ diese enthalten muss). Wir können somit annehmen, dass G Maximalgrad $\leq k$ hat. Lösche alle isolierten Knoten aus G . Es gilt: Falls G nun mehr als k^2 Kanten oder mehr als $k^2 + k$ Ecken hat, so besitzt G kein Vertex Cover der Größe $\leq k$ und wir können „keine Lösung“ ausgeben. Ansonsten verwende den Algorithmus vom letzten Satz.

Bem. Wir haben damit die Probleminstanz auf einen kleineren Kern reduziert. Diese Technik heißt *kernelization*.

8.2 Parametrisiertes MaxSAT

Lem. Für eine Formel F in konj. NF, in der jede Variable, die in positiver wie negativer Form vorkommt, genau zwei mal vorkommt, kann in Zeit $\mathcal{O}(|F|)$ eine Zuweisung von Variablen gefunden werden, die die Anzahl der erfüllten Clauses maximiert.

Algorithmus. Wiederhole die folgenden Schritte:

- Setze alle nur pos. / neg. vorkommenden Variablen auf 1 / 0.
- Mache Unit-Propagation wo möglich.
- Falls beides nicht möglich, so setze willkürlich eine Variable auf 1.

Beob. Sei F eine Formel in KNF mit m Clauses und α eine bel. Zuweisung. Dann erfüllt α oder $1 - \alpha$ mindestens $\lceil m/2 \rceil$ Clauses.

Satz. Es gibt einen Algorithmus, der gegeben einer Formel in konj. NF und $k \in \mathbb{N}$ in Zeit $\mathcal{O}(k^2 \phi^k + |F|)$, wobei $\phi = (1 + \sqrt{5})/2$, eine Zuweisung der Variablen in F berechnet, sodass k Clauses erfüllt sind, oder entscheidet, dass es keine solche Zuweisung gibt.

Folgender Alg. entscheidet bloß, ob es eine solche Zuweisung gibt (eine Variante davon berechnet auch eine Zuweisung):

```
function DECIDEMAXSAT( $F, k$ )
  entferne überflüssige Literale aus allen Clauses
   $m :=$  Anzahl von Clauses in  $F$ 
  if  $m < k$  then return false
  if  $k \leq \lceil m/2 \rceil$  then return true
   $F_S :=$  Konjunktion der short Clauses mit  $< k$  Literalen in  $F$ 
   $m_L :=$  Anzahl von long Clauses mit  $\geq k$  Literalen in  $F$ 
  return SEARCH( $F_S, k - m_L$ )

function SEARCH( $F', j$ )
  if  $j \leq 0$  then return true
  if  $F'$  hat  $< j$  Clauses then return false
  if keine Variable tritt positiv und negativ in  $F'$  auf then
    return true
  Wähle unter den Variablen, die positiv und negativ auftreten,
  eine Variable  $x$ , die am öftesten auftritt
   $m_0 :=$  Anzahl der negativen Vorkommen von  $x$ 
   $m_1 :=$  Anzahl der positiven Vorkommen von  $x$ 
  if  $m_0 = m_1 = 1$  then
     $k' :=$  max. Anzahl von erfüllb. Clauses in  $F'$  (siehe Lem.)
    return  $k' \geq j$ 
  if SEARCH( $F'|_{x=0}, j - m_0$ ) then return true
  return SEARCH( $F'|_{x=1}, j - m_1$ )
```

Beweisidee. Die Rekurrenzrelation für die Anzahl der Blätter im Rekursionsbaum von SEARCH ist $f(n) \leq f(n-1) + f(n-2)$.

Mit einer einfacheren SEARCH-Prozedur kann man schon zeigen:

Satz. Es gibt einen Algorithmus, der gegeben einer Formel in konj. NF und $k \in \mathbb{N}$ in Zeit $\mathcal{O}(k^2 2^k + |F|)$ eine Zuweisung der Variablen in F berechnet, sodass k Clauses erfüllt sind, oder entscheidet, dass es keine solche Zuweisung gibt.

8.3 Parametrisierung durch Baumweite

Motivation. Auf Graphen, die Bäume sind, können folgende Probleme in polynomieller Zeit gelöst werden:

- Maximum Independent Set (bzw. Minimum Vertex Cover)
- Minimum Dominating Set

Dies ist auch möglich für Graphen mit beschränkter *Baumweite*. Für MIS wird in §9.4 ein solcher Algorithmus vorgestellt.

Def. • Ein *k -Baum* ist ein unger. Graph, der aus einer k -Clique durch wiederholtes Anwenden der folgenden Operation entsteht: Füge einen neuen Knoten mit Kanten zu den Knoten einer bestehenden k -Clique zum Graphen hinzu.
• Ein *partieller k -Baum* ist ein Subgraph eines k -Baums.

Bspe. Ein 1-Baum ist ein gewöhnlicher Baum, ein 2-Baum ein „Baum von Dreiecken“.

Lem. Maximum Independent Set kann auf 2-Bäumen in linearer Zeit gelöst werden.

Lem. Ein k -Baum mit n Knoten enthält genau $\binom{k}{2} + (n - k)k = kn - \binom{k+1}{2}$ Kanten.

Def. Eine *Baumzerlegung* eines unger. Graphen $G = (V, E)$ ist ein Paar (T, B) , wobei $T = (X, F)$ ein Baum ist und $B : X \rightarrow \mathcal{P}(V)$ jedem Knoten $x \in X$ seinen *Sack* $B(x) \subseteq V$ zuordnet, sodass

- $\cup_{x \in X} B(x) = V$
- $\forall \{u, v\} \in E : \exists x \in X : \{u, v\} \subseteq B(x)$
- Zus'hang: $\forall x, y, z \in X : y$ liegt auf Pfad zw. x und z in $T \implies B(x) \cap B(z) \subseteq B(y)$.

Die *Weite* einer Baumzerlegung (T, B) ist $\max_{x \in X} |B(x)| - 1$. Die *Baumweite* $\text{tw}(G)$ von G ist die kleinstmögliche Weite einer Baumzerlegung von G .

Def. Eine Baumzerlegung $((X, F), B)$ heißt *k -normal*, falls

- $|B(x)| = k + 1$ für alle $x \in X$ und
- $|B(x) \setminus B(y)| = 1$ für alle $\{x, y\} \in F$.

Lem. Jeder Graph der Weite $\leq k$ mit $\geq k + 1$ Knoten hat eine k -normale Baumzerlegung.

Lem. Sei $((X, F), B)$ eine Baumzerlegung von $G = (V, E)$ und $C \subseteq V$ die Knoten einer Clique in G . Dann $C \subseteq B(x)$ für ein $x \in X$.

Satz. Für jedes $k \in \mathbb{N}$ und jeden Graphen G sind äquivalent:

G ist ein k -partieller Graph $\iff G$ hat Baumweite $\leq k$

Lem. Jeder partielle k -Baum kann aus einem k -Baum durch Löschen von Kanten aus einem gewonnen werden.

Lem. Jeder unger. Graph der Baumweite $\leq k$ hat $\leq kn$ Kanten.

8.4 Berechnung von Baumzerlegungen

Bem. Entscheiden, ob für ein Tupel (G, k) mit einem Graphen G und $k \in \mathbb{N}$ der Graph G Baumweite $\leq k$ besitzt, ist NP-vollständig.

Lem (Bodlaender und Kloks). Für alle Konstanten $l \in \mathbb{N}$ und $m, n \in \mathbb{Z}$ kann das folgende Problem in Zeit $\mathcal{O}(m)$ gelöst werden: Gegeben eine Baumzerlegung mit m Knoten mit Weite $\leq l$ eines Graphen G mit n Knoten, berechne eine Baumzerlegung von G minimaler Weite mit $\leq n$ Knoten.

Bem. Der Alg. von B. und K. ist in der Praxis viel zu langsam.

Lem. Der Graph G' entstehe aus G durch Zusammenziehen einer Kante. Dann gilt:

$$\text{tw}(G') \leq \text{tw}(G) \quad \text{und} \quad \text{tw}(G) \leq \text{tw}(G') + 1.$$

Lem. Der Graph G' entstehe aus G durch Zusammenziehen der Kanten eines Matchings. Dann gilt:

$$\text{tw}(G') \leq \text{tw}(G) \quad \text{und} \quad \text{tw}(G) \leq 2 \text{tw}(G') + 1.$$

Außerdem kann für bel. $k, m \in \mathbb{N}$ aus einer Baumzerlegung von G' der Weite k eine Baumzerlegung von G der Weite $\leq 2k + 1$ in Zeit $\mathcal{O}(km)$ konstruiert werden.

Def. Ein Matching M in einem Graphen G heißt **maximal**, falls es kein Matching M' mit $M \subsetneq M'$ gibt.

Achtung (►, ►). Jedes “maximum matching” ist ein “maximal matching”, aber nicht andersherum.

Bem (►). Maximale Matchings können gierig in linearer Zeit berechnet werden.

Satz (Bodlaender). Sei $k \in \mathbb{N}_0$ konstant. Für jeden Graphen G der Baumweite $\leq k$ mit n Knoten kann eine Baumzerl. minimaler Weite mit $\leq n$ Knoten in Zeit und Platz $\mathcal{O}(n)$ berechnet werden.

```
function TREEDECOMPOSE( $G = (V, E)$ ,  $k$ )
  if  $V = \emptyset$  then return  $(T, B)$  wobei  $T = (\{t\}, \emptyset)$  und  $B : t \mapsto \emptyset$ 
   $M :=$  ein maximales Matching in  $G$ 
   $G' = (U, E')$  :=  $G$  mit den Kanten in  $M$  zusammengezogen,
   $\phi : V \rightarrow U$  die knotenidentifizierende surj. Abbildung
   $W := \{u \in U \mid |\phi^{-1}(u)| = 2\}$ 
   $L = (U, E_L)$  :=  $G'$  mit genau so vielen Kanten bel. entfernt,
  dass jeder Knoten in  $U \setminus W$  Grad  $\leq k + 1$  hat
   $G'' := (U, E'')$  mit  $E'' := E' \cup \{\{u, v\} \mid u, v \in W, |N_{u,v}| \geq k + 1\}$ 
  wobei  $N_{u,v} := \text{Neighbors}_L(u) \cap \text{Neighbors}_L(v) \cap (U \setminus W)$ 
   $A := \{u \in U \setminus W \mid \text{Nachbarn von } u \text{ in } G'' \text{ formen Clique in } G''\}$ 
   $G''' :=$  Subgraph von  $G''$  mit Knotenmenge  $U \setminus A$ 
   $(T = (X, F), B) := \text{TREEDECOMPOSE}(G''')$ 
  for  $a \in A$  do
    finde  $x \in X$  mit  $\text{Neighbors}_{G''}(a) \subseteq B(x)$ 
    füge zu  $T$  einen Blattknoten  $l_a$  mit Vaterknoten  $x$  hinzu
    setze  $B(l_a) := \{a\} \cup \text{Neighbors}_{G''}(a)$ 
  definiere  $B' : X \rightarrow \mathcal{P}(V)$  durch  $B'(x) := \phi^{-1}(B(x))$ 
  return mit der Schrumpfpzedur von Bodlaender und Kloks
  verkleinerte Baumzerlegung  $(T, B')$ 
```

Bem. Man zeigt: Der Graph G''' hat $\leq (1 - a)n$ Knoten, wobei $a = 1/(k^2 + 2)$.

9.1 Grundwissen: Planarität

Def. Eine **einfache Kurve** in \mathbb{R}^n mit Endpunkten $a, b \in \mathbb{R}^n$ ist eine stetige Abb. $\gamma : [0, 1] \rightarrow \mathbb{R}^n$ mit $\gamma(0) = a$, $\gamma(1) = b$ und $\gamma(s) \neq \gamma(t)$ für alle $s, t \in [0, 1]$ mit $0 < |s - t| < 1$. Sie heißt **offen**, falls $a \neq b$, und **geschlossen**, falls $a = b$.

Def (►). Eine **planare Einbettung** $\phi = ((p_v)_{v \in V}, (\gamma_e)_{e \in E})$ eines Graphen (V, E) ist geg. durch einen Punkt $p_v \in \mathbb{R}^2$ für jeden Knoten $v \in V$ und eine einfache Kurve $\gamma_{\{u,v\}}$ zwischn p_u und p_v für jede Kante $\{u, v\} \in E$, sodass für alle $e \neq e' \in E$ gilt:

$$\text{im } \gamma_e \cap \gamma_{e'} = \{\gamma_e(0), \gamma_e(1)\} \cap \{\gamma_{e'}(0), \gamma_{e'}(1)\}.$$

Ein Graph heißt **planar**, falls er eine planare Einbettung besitzt.

Notation. $\phi(G) := \{p_v \mid v \in V\} \cup \bigcup_{e \in E} \text{im } \gamma_e \subseteq \mathbb{R}^2$

Bem. Man kann zeigen (Satz von Fáry): Ist ein Graph (V, E) mit n Knoten planar, so gibt es eine planare Einbettung mit

- $p_v \in \{1, \dots, n\}^2$ für alle $v \in V$ und
- $p_{\{u,v\}}(t) = (1 - t)p_u + tp_v$ für alle $\{u, v\} \in E$.

Def. Die **Flächen** einer planaren Einbettung ϕ sind die Zusammenhangskomponenten von $\mathbb{R}^2 \setminus \phi(G)$. Alle Flächen bis auf eine sind dabei beschränkt. Die beschränkten Flächen heißen **innere** Flächen, die unbeschränkte **äußere** Fläche.

Satz (Euler-Formel, ►). Sei G ein Graph mit n Knoten, m Kanten und c Zusammenhangskomponenten. Angenommen, eine planare Einbettung von G hat f Flächen. Dann gilt

$$n - m + f = c + 1.$$

Def. Der **Rand** einer Fläche F in einer Einb. ϕ von $G = (V, E)$ ist der Subgraph $G' = (V', E')$ von G mit $V' = \{v \in V \mid p_v \in \partial F\}$ und $E' = \{e \in E \mid \gamma_e \subseteq \partial F\}$, wobei $\partial F \subseteq \mathbb{R}^2$ der topologische Rand ist. Die Ecken in V' bzw. die Kanten in E' heißen **inzident** an F .

Lem (►). Jeder planare Graph mit $n \geq 3$ Ecken hat höchstens $3n - 6$ Kanten.

Kor. Jeder planare Graph hat einen Knoten vom Grad ≤ 5 .

Def. Ein Graph heißt **außenplanar**, falls er eine planare Einb. besitzt, bei der alle Knoten inzident zur äußeren Fläche sind.

Lem. Jeder außenplanare Graph mit ≥ 4 Knoten hat zwei nicht benachbarte Knoten mit Grad jeweils ≤ 2 .

Lem. Jeder außenplanare Graph mit $n \geq 2$ Knoten hat höchstens $2n - 3$ Kanten.

9.2 Param. Independent Set für planare Graphen

Satz. Für einen planaren Graphen G und ein $k \in \mathbb{N}$ kann eine unabh. Knotenmenge der Größe $\leq k$ in Zeit $\mathcal{O}(6^k \cdot n)$ berechnet werden (falls eine solche existiert).

Idee. Verwende rekursive Suche und die Tatsache, dass es in einem planaren Graphen einen Knoten mit Grad ≤ 5 gibt.

9.2 Param. Dominating Set für planare Graphen

Lem. Ein planarer Graph mit n Knoten, von denen $n_{\leq 2}$ Grad ≤ 2 besitzen, hat $< 3n - n_{\leq 2}$ Kanten.

Lem. Sei $G = (V, E)$ ein planarer Graph mit n Knoten und $S \subset V$ mit $|S| \leq n/28$. Angenommen, jeder Knoten $v \in \text{Neighbors}_G(S) \setminus S$ hat ≥ 2 Nachbarknoten, die nicht in $W := S \cup \text{Neighbors}_G(S)$ liegen. Dann gibt es einen Knoten $v \in V \setminus W$ mit $\deg(v) \leq 6$.

Satz. Für einen planaren Graph mit n Ecken und $k \in \{0, \dots, \lfloor n/28 \rfloor\}$ kann eine dominierende Menge der Größe $\leq k$ in Zeit $\mathcal{O}(7^k \cdot n)$ berechnet werden, falls eine solche existiert.

```
function DOMINATINGSET( $G = (V, E)$ ,  $S \subseteq V$ ,  $k$ )
  if  $|S| > k$  then return “no solution”
   $W := S \cup \text{Neighbors}_G(S)$ 
   $G' := (V, E')$  mit  $E' := E \setminus \{\{u, v\} \mid u, v \in W\}$ 
   $G'' := (V'', E' \cap \mathcal{P}(V''))$  mit  $V'' := V \setminus \{v \in W \mid \deg_{G'}(v) \leq 1\}$ 
  finde  $v \in V'' \setminus W$  mit  $\deg_{G''}(v) \leq 6$ 
  (möglich dank vorhergehendem Lemma)
   $N := \{v\} \cup \text{Neighbors}_{G''}(v)$ 
  for  $w \in N$  do  $S_w := \text{DOMINATINGSET}(G, S \cup \{w\}, k)$ 
   $C := \{S_w \mid w \in N\} \setminus \{\text{“no solution”}\}$ 
  if  $C = \emptyset$  then return “no solution”
  return  $\arg \min_{T \in C} |T|$ 
```


9.4 Baumzerlegungen von planaren Graphen

Def. Sei eine geometrische Einbettung eines Graphen G gegeben. Führe folgenden Schritt wiederholt aus, bis der Graph leer ist:

Lösche alle Knoten, die inzident zur äußeren Fläche sind. Der *Außenplanaritätslevel* eines Knoten ist die Nummer der Iteration, in der er gelöscht worden ist. Der Graph G heißt *k -außenplanar*, falls er eine Einbettung besitzt, bezüglich der jeder Knoten Außenplanaritätslevel $\leq k$ hat (d. h. nach $\leq k$ Iterationen war der Graph leer).

Bem. 1-Außenplanare Graphen = außenplanare Graphen

Lem. Außenplanare Graphen haben Baumweite ≤ 2 .

Def. Sei $T = (V, E_T)$ ein Spannwald eines unger. Gr. $G = (V, E)$.

- Der **Fundamentalkreis** einer Kante $\{u, v\} \in E \setminus E_T$ ist ein Kreis bestehend aus $\{u, v\}$ und dem Pfad von u nach v in T .
- Für $e \in E \setminus v \in V$ sei $\mu(e)$ $\nu(v)$ die Anzahl der Fundamentalkreise, die e / v enthalten.
- Setze $\mu(G, T) := \max_{e \in E} \mu(e)$ und $\nu(G, T) := \max_{v \in V} \nu(v)$.

Lem. Sei ein ungerichteter Graph $G = (V, E)$ mit n Knoten und ein Spannwald $T = (V, E_T)$ von G gegeben. Setze

$$k := \max\{\mu(G, T) + 1, \nu(G, T)\}.$$

Dann kann man eine Baumzerlegung von G mit Baumweite $\leq k$ und $\leq 2n - 1$ Knoten in Zeit $\mathcal{O}(kn)$ berechnen.

Beweisskizze. Ersetze jeden Knoten durch einen Bag, der initial diesen Knoten enthält, und jede Spannwaldkante durch einen Bag, der initial die beiden Endpunkte enthält. Für jede Kante $\{u, v\} \in E \setminus E_T$ füge u (oder v) in jeden Bag zwischen dem zu u gehörenden und dem zu v gehörenden Bag ein.

Lem. Sei G ein planarer Graph und G' der aus G durch Entfernen der mit der Außenfläche inzidenten Knoten erhaltene Graph. Sei außerdem T' ein Spannbaum in G' . Dann existiert ein Spannbaum T von G , der T' enthält, mit

$$\mu(G, T) \leq \mu(G', T') + 2 \quad \text{und} \quad \nu(G, T) \leq \mu(G', T') + d,$$

wobei d das Maximum über die Anzahl an inzidenten inneren Flächen für alle $v \in V$ ist.

- Kor.** • Jeder außenplanare Graph G mit Maximalgrad ≤ 3 hat einen Spannwald T mit $\mu(G, T) \leq 2$ und $\nu(G, T) \leq 2$.
- Jeder k -außenplanare Graph mit Maximalgrad ≤ 3 hat einen Spannwald T mit $\mu(G, T) \leq 2k$ und $\nu(G, T) \leq 3k - 1$.

Satz. Die Baumweite eines k -außenplanaren Graphen ist $\leq 3k - 1$.

Beweisidee. Folgt aus dem Korollar nach Ersetzen jedes Knoten vom Grad $d > 3$ durch $d - 2$ Knoten vom Grad 3, sodass k -Außenplanarität erhalten bleibt.

Satz. Gegeben sei ein zshgder, unger. Graph G mit n Knoten sowie eine kombinatorische Einbettung von G , die den Graphen als k -außenplanar darstellt. Dann können wir in Zeit $\mathcal{O}(kn)$ eine Baumzerlegung von G mit Weite $\leq 3k - 1$ und $\mathcal{O}(n)$ Knoten berechnen.

9.4 Ein PTAS für MIS auf planaren Graphen

Lem. Gegeben sei ein Graph G mit n Knoten sowie eine Baumzerlegung von G der Weite k mit m Knoten. Dann kann ein MIS in G in Zeit $\mathcal{O}(k^2 k^n + km)$ berechnet werden.

Beweisskizze. Berechne eine k -normale Baumzerlegung (T, B) . Wähle eine Wurzel in T . Stelle durch Duplizieren von Knoten sicher, dass jeder Knoten in T höchstens zwei Kinder hat. Berechne dann von den Blättern zur Wurzel für jeden Knoten $x \in T$ und alle $S \subseteq B(x)$ ein MIS I mit $I \cap B(x) = S$ (falls ein solches existiert).

Satz. Geg. sei $k \in \mathbb{N}$ und eine kombin. Einbettung eines Graphen G mit n Knoten. Dann kann man in Zeit $\mathcal{O}(k^2 2^{3k} n)$ eine unabh. Menge in G berechnen, die mind. $\frac{k}{k+1}$ -mal so groß ist wie ein MIS.

Algorithmus (*Baker's Technik*). Für $j = 0, \dots, k$ sei G_j der Graph, den man durch Löschen der Knoten mit Außenplanaritätslevel $\equiv j \pmod{(k+1)}$ erhält. Bemerke: Alle G_j sind k -außenplanar. Mit dem vorh. Lemma können wir ein MIS I_j in G_j für $j = 0, \dots, k$ berechnen. Gib G_ℓ zurück, wobei $|G_\ell| = \max_{0 \leq j \leq k} |G_j|$.

10.1 Technik: Redukt. auf Lin. Programmierung

Def. Ein **Lineares Programm** (LP) ist gegeben durch eine Matrix $A \in \mathbb{R}^{m \times n}$ und Vektoren $b \in \mathbb{R}^m$, $c \in \mathbb{R}^n$. Gesucht ist ein Vektor $x \in \mathbb{R}^n$, der $Ax \leq b$ erfüllt und $c^T x$ maximiert.

Resultat. Jedes lineare Programm P (mit ganzzahligen Koeffizienten) kann in Zeit $\mathcal{O}(|P|)$ gelöst werden, wobei $|P|$ die Anzahl Bits in einer Repräsentation von P ist.

Bem. In der Praxis lassen sich die meisten LPs effizient mit dem *Simplex-Verfahren* lösen.

Def. Ein **Integer Linear Program** (ILP) ist gegeben durch eine Matrix $A \in \mathbb{Z}^{m \times n}$ und Vektoren $b \in \mathbb{Z}^m$, $c \in \mathbb{Z}^n$. Gesucht ist ein Vektor $x \in \mathbb{Z}^n$, der $Ax \leq b$ erfüllt und $c^T x$ maximiert.

10.2 Minimum Weighted Vertex Cover mit (I)LP

Satz. Es gibt einen Polynomialzeit-2-Approximationsalgorithmus für Minimum Weighted Vertex Cover.

Beweisskizze. Wir können das Problem in ein ILP mit Variablen $\{x_v \in \mathbb{Z}\}_{v \in V}$ übersetzen:

$$\begin{array}{ll} \text{minimiere} & \sum_{v \in V} c(v) x_v \\ \text{unter den NBn} & x_v + x_w \geq 1 \quad \text{für alle Kanten } \{v, w\} \in E \\ & 0 \leq x_v \leq 1 \quad \text{für alle } v \in V \end{array}$$

Es ist aufwendig, dieses zu lösen. Es ist dagegen leicht, eine optimale Lsg $\{\hat{x}_v \in \mathbb{R}\}_{v \in V}$ des durch obige Spezifikation geg. LP zu finden. Dann ist $C := \{v \in V \mid \hat{x}_v \geq 1/2\}$ ein 2-optimales Vertex Cover.

10.3 MaxSAT mit (I)LP und Randomisierung

Algorithmus (**Randomized Rounding**).

Eingabe: Formel in KNF mit Variablen V und Clauses \mathcal{C} , Ausgabe: Variablenbelegung $V \rightarrow \{0, 1\}$

- Löse das LP mit Variablen $\{y_v \mid v \in V\} \cup \{x_C \mid C \in \mathcal{C}\}$

$$\begin{array}{ll} \text{maximiere} & \sum_{C \in \mathcal{C}} x_C \\ \text{unter den NBn} & x_C \leq \sum_{v \in V^+(C)} y_v + \sum_{v \in V^-(C)} (1 - y_v), \\ & 0 \leq x_C \leq 1 \quad \text{für alle } C \in \mathcal{C}, \\ & 0 \leq y_v \leq 1 \quad \text{für alle } v \in V, \end{array}$$

wobei $V^+(C)$ die positiv und $V^-(C)$ die negativ auftretenden Variablen in einer Clause $C \in \mathcal{C}$ sind. (Eine Lsg des entspr. ILP wäre eine exakte Lösung von MaxSAT. Bemerke: $\sum_{C \in \mathcal{C}} \hat{x}_C \geq z^*$)

- Seien die Zufallsvariablen $\{Y_v \in \{0, 1\} \mid v \in V\}$ unabhängig mit $P(Y_v = 1) = \hat{y}_v$ für alle $v \in V$. Bestimme eine Variablenbelegung durch Ziehen all dieser ZVn.

Lem. Jede Clause C mit Länge k der Formel ist damit mit Wahrscheinlichkeit $\geq (1 - (1 - 1/k)^k) \cdot \hat{x}_C$ erfüllt.

Algorithmus (*Symmetric Algorithm*). Eingabe: Formel in KNF mit Variablen V , Ausgabe: Variablenbelegung $V \rightarrow \{0, 1\}$

Seien die Zufallsvariablen $\{Y_v \in \{0, 1\} \mid v \in V\}$ unabhängig mit $P(Y_v = 1) = 1/2$ für alle $v \in V$. Bestimme eine Variablenbelegung durch Ziehen all dieser ZVn.

Bem. Jede Clause C mit Länge k der Formel ist damit mit Wahrscheinlichkeit $1 - (1/2)^k$ erfüllt.

Satz. Es gibt einen randomisierten Polynomialzeit-Algorithmus, der für jede MaxSAT-Instanz eine Variablenbelegung liefert, sodass in Erwartung mindestens $3/4 \cdot z^*$ Clauses erfüllt sind, wobei z^* die Anzahl maximal erfüllbarer Clauses ist.

Beweis. Verwende folgenden Algorithmus:

1. Wirf eine faire Münze. 2. Bei Kopf wende *Randomized Rounding*, bei Zahl den *Symmetric Algorithm* an.

10.4 Minimum Steiner Forest mit (I)LP

Satz. Es gibt einen Polynomialzeit-Approximationsalgorithmus für Minimum Steiner Forest mit Approximationsverhältnis 2.

- Algorithmus.** • Simuliere Feuer, die sich von jedem Knoten, der noch nicht über eine Feuerstrecke mit allen Gleichfarbigen verbunden sind, entlang der Kanten ausbreiten. Jedes Feuer erzeugt so einen Feuerbaum. Wenn zwei Feuer sich treffen, so verschmelzen die Feuerbäume zu einem Baum. Wenn in einem Feuerbaum jeder Knoten mit allen Knoten gleicher Farbe verbunden ist, so wird das Feuer inaktiv und setzt sich nicht mehr fort.
- Entferne aus dem so generierten Feuerwald alle Kanten, die nicht benötigt werden, um Knoten gleicher Farbe zu verbinden. Gebe den Wald bestehend aus den verbleibenden Kanten aus.

Beweisidee. Für $S \subseteq V$ sei $\delta(S) := \{e \in E \mid |e \cap S| = 1\}$ und

$$g(S) := \begin{cases} 1 & \text{falls } u \in S \text{ und } v \in V \setminus S \text{ mit } r(u) = r(v) \text{ existieren,} \\ 0 & \text{sonst} \end{cases}$$

Man kann zeigen, dass das Problem äquivalent zu folgendem ILP ist:

$$\begin{array}{ll} \text{minimiere} & \sum_{e \in E} c(e) x_e \\ \text{unter den NBn} & \sum_{e \in \delta(S)} x_e \geq g(S) \quad \text{für alle } S \subseteq V \\ & 0 \leq x_e \quad \text{für alle } e \in E \end{array}$$

(Dieses ILP ist aber exponentiell groß!) Wir betrachten das entspr. (*primale*) LP und dessen *duales* LP mit Variablen $\{y_S \mid S \subseteq V\}$:

$$\begin{array}{ll} \text{maximiere} & \sum_{S \subseteq V} g(S) y_S \\ \text{unter den NBn} & \sum_{S: e \in \delta(S)} y_S \leq c(e) \quad \text{für alle } e \in E \\ & 0 \leq y_S \quad \text{für alle } S \subseteq V \end{array}$$

Für jede zul. Lösung $\{x_e\}_{e \in E}$ des *primalen* und jede zul. Lösung $\{y_S\}_{S \subseteq V}$ des dualen Problems gilt dann wegen *schwacher Dualität*:

$$\sum_{S \subseteq V} g(S) y_S \leq \sum_{e \in E} c(e) x_e$$

Insbesondere gilt dies für die zulässige Lösung $\{y_S\}_{S \subseteq V}$ mit

$$y_S := \text{Brenndauer des Feuers mit Knotenmenge } S$$

des dualen Problems. Dann kann man zeigen:

$$\begin{aligned} & \text{Gesamtkosten der vom obigen Alg. berechneten Lösung} \\ \leq & 2 \cdot \sum_{S \subseteq V} g(S) y_S \\ \leq & 2 \cdot \text{optimaler Wert des dualen LP} \\ \leq & 2 \cdot \text{optimaler Wert des primalen LP} \quad (\text{es gilt sogar „=“}) \\ \leq & 2 \cdot \text{optimaler Wert des primalen ILP} \\ = & 2 \cdot \text{optimaler Wert des Minimum-Steiner-Forest-Problems} \end{aligned}$$

12 Ein linearer Kernel für Min. Vertex Cover

Resultat (Egerváry-König). Sei ein bipartiter Graph G mit n Knoten und m Kanten und ein Matching M maximaler Größe in G gegeben. Dann kann ein Minimum Vertex Cover C von G der Größe $|M|$ in Zeit $\mathcal{O}(n + m)$ berechnet werden.

```
C := ∅
Matched := ∪e ∈ M e
while V ≠ ∅ do
  if ∃ v ∈ V \ Matched then
    X := {x ∈ V | {v, x} ∈ E}, V := V \ {v}
  else wähle v ∈ V, setze X := {v}
  while X ≠ ∅ do
    Y := {y ∈ V | ∃ x ∈ X : {x, y} ∈ M}
    V := V \ (X ∪ Y), C := C ∪ X
    X := {x ∈ V | ∃ y ∈ Y : {x, y} ∈ E} ⊆ Matched
```

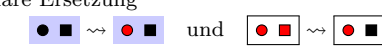
Satz. Für jeden unger. Graph $G = (V_G, E_G)$ und $k \in \mathbb{N}$ kann in Zeit $\mathcal{O}(n + m)$ ein unger. Graph $H = (V_H, E_H)$ mit $|V_H| \leq 2k$ und ein $k' \in \{0, \dots, k\}$ berechnet werden, sodass gilt:

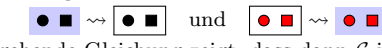
G hat ein VC der Größe $\leq k \iff H$ hat ein VC der Größe $\leq k'$.

Desweiteren können wir in Zeit $\mathcal{O}(n)$ aus einem Vertex Cover von H der Größe $\leq k'$ ein Vertex Cover von G der Größe $\leq k$ konstruieren.

- Algorithmus.** • Setze $G' := (V', E')$ mit $V' := V_G \times \{\square, \square\}$ und $E' := \{\{(u, \square), (v, \square)\} \mid (u, v) \in V_G \times V_G, \{u, v\} \in E_G\}$
- Berechne ein MVC \mathcal{C} von G' mit dem Satz von Egerváry-König; im Folgenden werden Knoten rot ausgefüllt dargestellt, falls sie in diesem MVC enthalten sind, andernfalls als schwarz ausgefüllt.
 - Ersetze $\begin{bmatrix} \bullet & \blacksquare \end{bmatrix} \rightsquigarrow \begin{bmatrix} \bullet & \blacksquare \end{bmatrix}$ in \mathcal{C} . (Danach ist \mathcal{C} immer noch ein MVC.)
 - $V_2 := \{v \in V_G \mid (v, \square) \in \mathcal{C}, (v, \square) \in \mathcal{C}\}$
 $V_1 := \{v \in V_G \mid (v, \square) \in \mathcal{C}, (v, \square) \notin \mathcal{C}\}$
 - Setze $k' := k - |V_2|$.
 - Falls $k' < 0$ oder $|V_1| > 2k'$, so gib $(\leftarrow, 0)$ zurück, denn dann gibt es kein VC von G der Größe $\leq k$.
 - Ansonsten gib $(G|_{V_1}, k')$ zurück.

Die Korrektheit des Algorithmus folgt aus:

- Es gibt ein MVC von G , das V_2 enthält. Dies sieht man wie folgt:
 - Sei ein MVC \mathcal{D} von G gegeben. Wir markieren die darin enthaltenen Knoten durch hellblaue Kästchen, die anderen Knoten durch nicht ausgefüllte Kästchen.
 - Die imaginäre Ersetzung


zeigt, dass $\begin{bmatrix} \bullet & \bullet \end{bmatrix} \leq \begin{bmatrix} \bullet & \bullet \end{bmatrix}$.
 - Ändere \mathcal{D} wie folgt ab:


Die vorhergehende Gleichung zeigt, dass dann \mathcal{C} immer noch minimal ist.

- $|V_1| \leq 2 \cdot (\text{Größe eines MVC von } G|_{V_1})$.

Bem. Das Tupel (H, k') wird *Kernel* von (G, k) genannt. Dieser Kernel ist *linear* wegen $|V_H| \leq 2k$.

Bester Kern (Hagerup, 2012): Es gibt eine Kernelisierung von Edge Dominating Set mit $\#\text{Knoten} \leq \max\{\frac{1}{2}k^2 + \frac{7}{2}k, 6k\}$. Offenes Problem: Gibt es Kernelization mit $\#\text{Knoten} = \mathcal{O}(k)$ oder $\mathcal{O}(k^2)$?

11 Grenzen der Approximierbarkeit

Satz (§4.3). Falls $P \neq NP$, so gilt Minimum TSP $\notin APX$.

Beweisidee. Wäre Minimum TSP r -approximierbar, so könnte man diesen Algorithmus verwenden, um das NP-Problem, ob ein Graph einen Hamiltonweg besitzt, zu entscheiden.

Satz (§7). Falls $P \neq NP$, so gilt Minimum Bin Packing $\notin PTAS$

Beweisidee. Wäre Bin Packing ϵ -approximierbar mit $\epsilon < 1/3$, so wäre das NP-vollständige Problem, zu entscheiden ob gegebene Objekte in zwei Bins passen, in P.

Def (Probabilistically Checkable Proofs). Sei L eine Sprache und $r, q : \mathbb{N}_0 \rightarrow \mathbb{N}$ Funktionen. Ein **Verifizierer** ist ein Programm, das testen soll, ob (angebliche) Beweise in Form von Binärworten der Aussage $x \in L$ für ein gegebenes Wort x korrekt sind. Der Verifizierer bekommt dazu das Wort x der Länge n sowie $\mathcal{O}(r(n))$ unabhängige und gleichmäßig verteilte Zufallsbits. Dann erzeugt der Verifizierer $\mathcal{O}(q(n))$ Positionen von Bits. Der Verifizierer bekommt dann die Bits an den von ihm verlangten Positionen in einem (potentiellen) Beweis B für die Aussage $x \in L$. Dann muss der Verifizierer entscheiden, ob er glaubt, ob B ein richtiger Beweis ist.

Def. Eine Sprache L gehört zur Komplexitätsklasse **PCP**($r(n), q(n)$), falls ein Verifizierer für L existiert, der $\mathcal{O}(r(n))$ Zufallsbits bekommt und vom Beweis $\mathcal{O}(q(n))$ Bits liest, sodass gilt:

- Falls $x \in L$, so gibt es einen Beweis B , sodass der Verifizierer B mit Wahrscheinlichkeit 1 (also immer, egal was die Zufallsbits sind) akzeptiert.
- Falls $x \notin L$, so wird jeder angebliche Beweis nur mit Wahrscheinlichkeit $< 1/2$ akzeptiert.

Resultat (PCP-Theorem). $NP = PCP(\log n, 1)$

Satz. MaxSAT $\notin PTAS$ falls $P \neq NP$

Beweisskizze. Sei L eine NP-vollständige Sprache. Nach dem PCP-Theorem gibt es einen Verifizierer V für L , der $r(n)$ Zufallsbits nimmt und q Bits liest, wobei $r(n) = \mathcal{O}(\log n)$. Sei ein Wort x gegeben. Erzeuge eine Formel F wie folgt: Für Zufallsbits $y \in \{0, 1\}^{r(n)}$ und jede Kombination $(b_1, \dots, b_q) \in \{0, 1\}^q$ von Bits an den verlangten Positionen, die zusammen zur Ablehnung führen, generiere eine Klausel $l_1 \vee \dots \vee l_q$ mit $l_i := v_{y,i}$ falls $b_i = 0$ und $l_i := \overline{v_{y,i}}$ sonst. Dann gilt:

- Ist $x \in L$, so ist F erfüllbar.
- Ist $x \notin L$, so gilt für jede mögliche Variablenbelegung: Für mehr als die Hälfte der möglichen Werte von y gibt es mindestens eine für y generierte Klausel, die nicht erfüllt ist. Somit sind immer $> 2^{r(n)-1}$ der insgesamt $\leq 2^{r(n)+q}$, also ein Anteil von $> 2^{-q-1}$ nicht erfüllt.

Wäre MaxSAT $\in PTAS$, so könnte man durch Anwendung des PTAS mit $\epsilon := 2^{-q-1}$ entscheiden, welcher Fall vorliegt.