

A Linear-Time Algorithm For Finding Tree-Decompositions Of Small Treewidth

Autor: Hans L. Bodlaender – h.l.bodlaender@uu.nl

Vortrag: Maximilian F. Göckel – uzkns@student.kit.edu

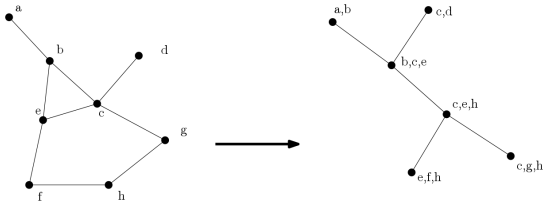
Institut für Theoretische Informatik - Proseminar Algorithmen für NP-schwere Probleme

Eine Baumzerteilung eines Graphen $G = (V, E)$ ist ein Tupel (X, T) wo $T = (I, F)$ ein Baum ist und $X = \{X_i | i \in I\}$ eine Familie von Teilmengen von V wobei jedes X_i einen Knoten in T darstellt. Es muss gelten:

1. $\bigcup_{i \in I} X_i = V$
2. $\forall (v, w) \in E : \exists i \in I : v, w \in X_i$
3. $\forall w \in X_i, X_j : \text{Jedes } X_k \text{ im Pfad zwischen } X_i, X_j \text{ enthält } w$

Tree-decomposition

Veranschaulichung



Jede Baumzerteilung hat eine "Baumweite" (treewidth).

- Baumweite einer Zerteilung: $\max(|X_i|_{i \in I} - 1)$ ("Zerteilungsweite")
- Baumweite eines Graphen: Minimale Zerteilungsweite aller Zerteilungen

Eine Baumzerteilung der Weite max. k heißt auch k -Baumzerteilung oder k -Zerteilung.

Ein k -Tree $G = (V, E)$ ist ...

- induktiv konstruiert aus einem k -Tree mit $|V| - 1$ Knoten indem man einen Knoten zu einer Clique max. k hinzufügt oder
- Ein Graph der ausschließlich aus einer Clique der Größe k besteht

Ein k -Tree ist der maximale Graph mit Baumweite k .

Graph $G = (V, E)$ ist partieller k -Tree \Leftrightarrow

- G ist Teilgraph eines k -Trees oder
- G hat Baumweite max. k

- Viele NP-schwere Probleme in Linearzeit lösbar
 - Maximum Weight Independent Set
- Hohe Baumweite \Leftrightarrow Hohe Komplexität in der Systemanalyse
- Erkennungsalgorithmen von Graphen
 - Graphen mit geb. Pfadweite
 - Partielle k -Trees

Eingabe: Graph $G = (V, E)$ und Konstante $k \in \mathbb{N}$.

Der Graph wird als Adjazenzliste übergeben.

Ausgabe in $O(n)$:

- "Baumweite von G ist größer als k " oder
- "Baumweite von G ist maximal k "
 - Baumzerteilung von G mit Baumweite k

Ist k Teil der Eingabe so ist das Problem NP-schwer und sogar NP-vollständig.

Ein Knoten v ist ...

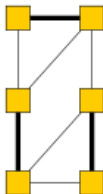
- ... *von niedrigem Grad* wenn $\deg(v) \leq d$
 - $d := 2k^3 \cdot (k + 1) \cdot (4k^2 + 12k + 16)$
 - Analog: Hoher Grad $\Leftrightarrow \deg(v) > d$
 - Auch "low-deg.-" und "high-deg.-Knoten" genannt
- ... *Friendly* wenn er low-deg. und adjazent zu einem weiteren low-deg.-Knoten ist
- ... *Simplizial* wenn alle Nachbarn eine Clique formen

Maximal Matching $M \subseteq E$

$M \subseteq E$ ist *Matching* in $G = (V, E) \Leftrightarrow$ Keine 2 Kanten aus M haben gemeinsamen Endknoten

$M \subseteq E$ ist *Maximal Matching* wenn keine Kante mehr zu M hinzugefügt werden kann, sodass M Matching bleibt.

Ein Maximal Matching kann in $O(|V|)$ gefunden werden, wenn die Baumweite durch ein k beschränkt ist.



Lemma 4.2.

G hat Baumweite max. $k \Rightarrow$ Es gilt mindestens:

1. G hat min. $\frac{|V|}{4k^2+12k+16} =: \lambda$ Friendly-Knoten, oder
2. Der Improved-Graph von G hat min. $\frac{\lambda}{2}|V|$ I-simp.-Knoten

Die Anzahl Friendly-Knoten in G wird mit n_f notiert.

1. Finde Maximal Matching $M \subseteq E$
2. Jede Kante in M kontrahieren $\rightarrow \tilde{G} = (\tilde{V}, \tilde{E})$ entsteht
3. Kompletten Algorithmus auf \tilde{G} ausführen um Baumzerteilung (Y, T) von \tilde{G} zu berechnen
 \rightarrow Wenn Baumweite von $\tilde{G} > k \Rightarrow$ **STOP** (LEMMA 3.4.)
4. Mit LEMMA 3.3. $(2k + 1)$ -Zerteilung (X, T) von G aus (Y, T) erstellen
5. Mit THEOREM 2.4. prüfen ob Baumweite von $G > k$ ist, falls nein:
 $\rightarrow k$ -Baumzerteilung von G ausgeben

1. Maximal Matching $M \subseteq E$ finden

Ein Maximal Matching kann greedy in $O(|V| + |E|)$ gefunden werden.

Lemma 2.3.

$$\text{tw}(G) \leq k \Rightarrow |E| \leq k|V| - \frac{1}{2}k(k+1)$$

$$\Rightarrow |E| \in O(|V|)$$

\Rightarrow Max. Matching kann in $O(|V|)$ gefunden werden

2. Jede Kante in M kontrahieren um Graphen \tilde{G} zu erhalten

Eine Kante kann in $O(1)$ kontrahiert werden, liegt der Graph als Adjazenzliste vor.

Lemma 2.3.

$$\text{tw}(G) \leq k \Rightarrow |E| \leq k|V| - \frac{1}{2}k(k+1)$$

$$|M| \subseteq E \text{ und } E \in O(|V|)$$

\Rightarrow Alle Kanten können in $O(|V|)$ kontrahiert werden.

3. Kompletten Algorithmus auf \tilde{G} ausführen um Baumzerteilung (Y, T) von \tilde{G} auszugeben

Ein Maximal Matching hat min. $\frac{n_f}{2d}$ Kanten.

Für jeden Friendly-Knoten gilt:

- Er ist Endpunkt von einem $m \in M$, oder
 - Er ist adjazent zu einem Friendly-Knoten, der Endpunkt ist
- $\Rightarrow \forall m \in M$ werden max. $2d$ Friendly-Knoten assoziiert, die Endpunkt sind oder adjazent zu einem Friendly-Endpunkt sind.

Ist ein Friendly-Knoten nicht assoziiert so ist M nicht maximal

$$\Rightarrow |M| \geq \frac{n_f}{2d}$$

3. Kompletten Algorithmus auf \tilde{G} ausführen um Baumzerteilung (Y, T) von \tilde{G} auszugeben

Ein Maximum Matching hat min. $\frac{n_f}{2d}$ Kanten.

$$\Rightarrow |\tilde{V}| = \left(1 - \frac{1}{2d(4k^2+12k+16)}\right) \cdot |V|$$

4. Mit **LEMMA 3.3**. Zerteilung (X, T) von G aus (Y, T) erstellen

$$f_M : V \mapsto \tilde{V} : \begin{cases} f_M(v) = v & \text{Wenn } v \text{ nicht Endpunkt in } M \text{ ist} \\ f_M(v) = f_M(w) & \text{sonst} \end{cases}$$

Dabei ist $f_M(w)$ der Knoten der bei der Kontraktion von $(v, w) \in M$ bleibt.

Ist (Y, T) Zerteilung von \tilde{G} , so ist (X, T) mit $X_i = \{v \in V \mid f_M(v) \in Y_i\}$ Zerteilung von G mit Weite max. $2k + 1$

5. prüfen ob Baumweite von $G > k$ ist \Rightarrow **STOP**

5.1. k -Zerteilung von G errechnen

Lemma 2.4.

$\forall k, l \in \mathbb{N} \exists$ Linearzeitalgorithmus, welcher aus einem Graph $G = (V, E)$ und einer l -Zerteilung prüft ob die Baumweite von G max. k ist und eine k -Zerteilung errechnet

Laufzeit: $O(l^{-2} \cdot ((2l + 3)^{2l+3} \cdot (\frac{8}{3} 2^{2k+2})^{2l+3})^{2l-1})) O(2^{k^3})$ bei
 $l \in O(k)$

Lemma 4.2.

G hat Baumweite max. $k \Rightarrow$ Es gilt mindestens:

1. G hat min. $\frac{|V|}{4k^2+12k+16} =: \lambda$ Friendly-Knoten, oder
2. Der Improved-Graph von G hat min. $\frac{\lambda}{2}|V|$ l.simp.-Knoten

Die Anzahl Friendly-Knoten in G wird mit n_f notiert.

Verbesserter Graph G'

Erstellung und Eigenschaften

$G' = (V, E')$ ist $G = (V, E)$ mit Kanten $(v, w) \in E' \forall v, w \in V$ sodass v, w min. $k + 1$ gem. Nachbarn mit Grad max. k haben.

Lemma 4.1.

$\text{tw}(G) \leq k \Leftrightarrow \text{tw}(G') \leq k.$

Jede k -Zerteilung von G ist auch eine k -Zerteilung von G' und umgekehrt.

1. Improved-Graph G' berechnen
 $\rightarrow \exists$ l.simp.-Knoten v mit $\deg(v) = k + 1 \Rightarrow$ **STOP**
2. Alle l.simp.-Knoten in Menge SL und von G entfernen $\Rightarrow \hat{G}$ entsteht
 $\rightarrow |SL| < c_2 \cdot |V| \Rightarrow$ **STOP** (THEOREM 4.2.)
3. Algorithmus rekursiv auf \hat{G} ausführen \Rightarrow Ausgabe von Zerteilung (Y, T) von \hat{G}
 $\rightarrow \text{tw}(\hat{G}) > k \Rightarrow$ **STOP** (\hat{G} Teilgraph von $G \Rightarrow \text{tw}(G) > k$)
4. Füge SL wieder in die Zerteilung (Y, T) ein
 \Rightarrow Baumzerteilung (X, T) von G mit Baumweite max. k

1. Den Improved-Graph G' berechnen

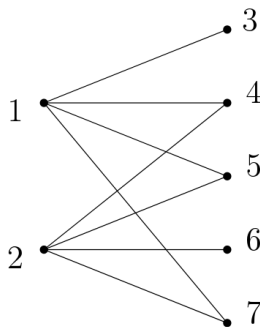
1.1. Alle I-simp.-Knoten von G in Menge SL zusammenfassen

Wir definieren $Q = \{((v_i, v_j), -) \mid (v_i, v_j) \in E, i < j\}$
 $\cup \{((v_i, v_j), v) \mid v_i, v_j \in N_G(v), i < j \wedge \deg(v) \leq k\}$

und $Q_{v_i, v_j} = \{((v_i, v_j), v) \mid v_i, v_j \text{ fest, } v \in V\} \subseteq Q$

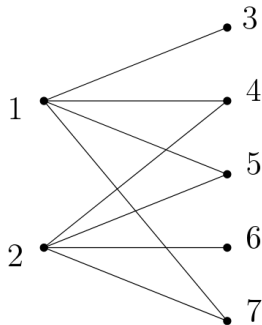
Q für $k = 2$:

- $((1, 3), -)$
- $((1, 4), -)$
- $((1, 5), -)$
- $((1, 7), -)$
- $((2, 4), -)$
- $((2, 5), -)$
- $((2, 6), -)$
- $((2, 7), -)$



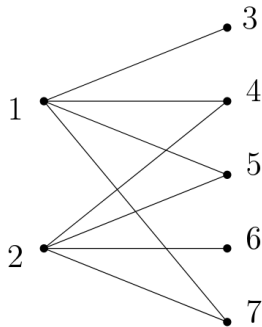
Q:

- $((1, 3), -)$
- $((1, 4), -)$
- $((1, 5), -)$
- $((1, 7), -)$
- $((2, 4), -)$
- $((2, 5), -)$
- $((2, 6), -)$
- $((2, 7), -)$
- $((1, 2), 4)$
- $((1, 2), 5)$
- $((1, 2), 7)$



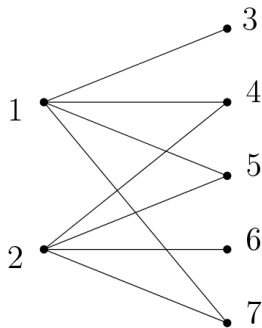
Q , erster BucketSort:

- $((1, 3), -)$
- $((1, 4), -)$
- $((1, 5), -)$
- $((1, 7), -)$
- $((1, 2), 4)$
- $((1, 2), 5)$
- $((1, 2), 7)$
- $((2, 4), -)$
- $((2, 5), -)$
- $((2, 6), -)$
- $((2, 7), -)$



Q , zweiter BucketSort:

- $((1, 2), 4)$
- $((1, 2), 5)$
- $((1, 2), 7)$
- $((1, 3), -)$
- $((2, 4), -)$
- $((1, 4), -)$
- $((1, 5), -)$
- $((2, 5), -)$
- $((2, 6), -)$
- $((1, 7), -)$
- $((2, 7), -)$



$$Q_{v_i, v_j} = \{((v_i, v_j), v) \mid v_i, v_j \text{ fest}, v \in V\} \subseteq Q$$

Falls $|Q_{v_i, v_j}| \geq k \rightarrow (v_i, v_j) \in E'$, da v_i und v_j nun min. $(k+1)$ gemeinsame Nachbarn haben.

Für jedes Element aus der oberen Menge und wenn $((v_i, v_j), -) \in Q$:
Füge (v_i, v_j) für jedes $v \in V$ zu einer Menge S_v hinzu, sodass S_v alle Kanten von Nachbarn von v enthält.

Der Graph $G' = (V, E')$ kann also aus den verschiedenen Q_{v_i, v_j} ausgelesen werden.

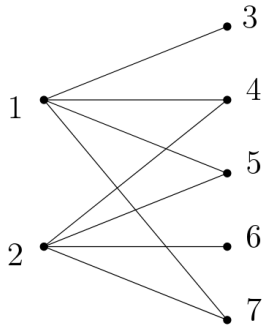
Das finden von l-simp.-Knoten ist durch S_v nun auch möglich: Da alle Nachbarn von v in S_v sind, kann schnell geprüft werden ob $N_{G'}(v)$ eine Clique formt.

Q , zweiter BucketSort:

- 1 $((1, 2), 4)$
- 2 $((1, 2), 5)$
- 3 $((1, 2), 7)$
- $((1, 3), -)$
- $((2, 4), -)$
- ⋮

S :

| S_1 | S_2 | S_3 | S_4 | S_5 | S_6 | S_7 |
|-------|-------|-------|-------|-------|-------|-------|
| leer | leer | leer | leer | leer | leer | leer |



Queue Q für Menge Q , Array S aus Listen für die S_v 's.

1. Knoten ordnen ($v_1, v_2 \dots v_n$)
2. $\forall (v_i, v_j) \in E, i < j$: Lege $((v_i, v_j), -)$ auf Q
3. $\forall v \in V$: Lege alle $((v_i, v_j), v)$ mit $v_i, v_j \in N_G(v)$ und $i < j$ auf Q
4. Bucket-sortiere Q zwei mal: Ein mal nach dem ersten, dann nach zweiten Eintrag

Sind nach dem Sortieren von Q $(k + 1)$ Einträge für gleiches (v_i, v_j) in Q untereinander $\rightarrow (v_i, v_j) \in E'$

Ist für solche v_i, v_j auch $((v_i, v_j), -)$ in Q : Füge für jedes $((v_i, v_j), v)$ das Tupel (v_i, v_j) in alle $S[v]$ ein.

Ist in $S[v]$ jedes v_i mit jedem v_j verbunden: $N'_G(v)$ bildet Clique $\Rightarrow v$ ist l-simp. $\Rightarrow v \in SL$

2. SL von G entfernen $\rightarrow \hat{G} = (\hat{V}, \hat{E})$ entsteht
3. Algorithmus rekursiv auf \hat{G} ausführen

Graph \hat{G} hat nach Entfernung von SL $(1 - c_2) \cdot |V|$ Knoten.

Wie in Fall 1 sind alle rekursiven Aufrufe in $O(|V|)$ möglich.

4. Füge SL wieder in die Zerteilung (Y, T) ein

1. $\forall v \in SL$: Finde ein $Y_{i_v} \in Y$ in dem alle Nachbarn von v sind
($N_G(v) \subseteq Y_{i_v}$)
2. Füge $Y_{i_v} = \{v\} \cup N_G(v)$ zu Y hinzu und mache es adjazent zu Y_{i_v}
 \Rightarrow Baumzerteilung von G mit Baumweite max. k

Y_{i_v} existiert für jedes v , da I-simp.-Knoten in G nicht adjazent sind und $N_G(v)$ eine Clique formt.

Lemma 2.1.i)

Ist (X, T) Zerteilung von $G = (V, E)$ und $W \subseteq V$ formt Clique in $G \Rightarrow$
 $\exists i \in I : W \subseteq X_i$

- Wir haben: (Y, T) k -Zerteilung von \tilde{G}
 - $Y = \{Y_i | i \in I\}$
- Wir erstellen: $\forall I \in \{1 \dots k\} : \text{Queue } Q_I$
 - Also k verschiedene Queues $(Q_1, Q_2 \dots Q_k)$

1. Queue Q_I : Füge alle Paare $((v_{i_1}, v_{i_2} \dots v_{i_l}), i)$ für alle $i \in I$ zu dieser Queue hinzu
 - $v_{i_x} \in Y_i$
2. Füge zu Q_I noch alle Paare $((v_{i_1}, v_{i_2} \dots v_{i_l}), v)$ mit $v \in SL$ und $v_{i_x} \in N_G(v)$ hinzu

Q_1 :

- $((u_1), Y_1)$
- $((v_1), Y_2)$
- $((w_1), Y_3)$
- $((x_1), Y_4)$

Q_2 :

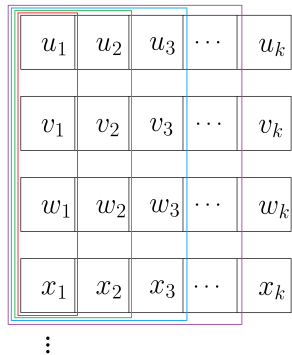
- $((u_1, u_2), Y_1)$
- $((v_1, v_2), Y_2)$
- $((w_1, w_2), Y_3)$
- $((x_1, x_2), Y_4)$

Q_3 :

- $((u_1, u_2, u_3), Y_1)$
- $((v_1, v_2, v_3), Y_2)$
- $((w_1, w_2, w_3), Y_3)$
- $((x_1, x_2, x_3), Y_4)$

Q_4 :

- $((u_1, u_2, u_3, u_4), Y_1)$
- $((v_1, u_2, v_3, v_4), Y_2)$
- $((w_1, u_2, w_3, w_4), Y_3)$
- $((x_1, u_2, x_3, x_4), Y_4)$



Jedes Q_l enthält nun die ersten l Knoten jedes $Y_i \in Y$ und l Nachbarn jedes $v \in SL$.

Bucket-sortiere jedes Q_l l -mal, einmal für jeden Knoten $v_{i_x} \rightarrow$ Für jedes $((v_{i_1}, v_{i_2} \dots v_{i_l}), v)$ das passende Tupel $((v_{i_1}, v_{i_2} \dots v_{i_l}), i)$ adjazent in Q .

So kann man den neuen Node direkt richtig erstellen und zu dem Y_i adjazent machen.

Sämtliche Operationen sind in $O(n)$ wenn k Konstant ist.

Ist k nicht konstant, sondern als Variable Teil der Eingabe, so ist der Algorithmus nicht mehr linear und das Problem wird NP-schwer.

Der konstante Faktor ist allerdings deutlich zu hoch für praktische Anwendung, selbst schon für $k = 4$.

Allerdings wurde bei vielen Operationen grob geschätzt. Es ist zu erwarten, dass die Konstante noch sinken wird.