Effiziente Algorithmen (SS2022)

Chapter 8
Randomisierte Algorithmen

Walter Unger

Lehrstuhl für Informatik 1

30.06.2022 09:34:21

Contents I

1. Einleitung
   - Idee und Überblick
2. Minimaler Schnitt
   - Einleitung
   - Einfacher Algorithmus
   - Abschätzungen
   - Verbesserter Algorithmus
   - Abschätzungen
3. 3-SAT
   - Einleitung
   - Algorithmus von Schöning
   - Analyse
4. Vergleich
   - Einleitung
   - Umformungen

Die Idee

- Kann eine zufällige Auswahl helfen?

Die Idee

- Kann eine zufällige Auswahl helfen?
- Können effiziente Algorithmen noch schneller gemacht werden?

Die Idee

- Kann eine zufällige Auswahl helfen?
- Können effiziente Algorithmen noch schneller gemacht werden?
- Kann bei schweren Problemen mit ausreichender Wahrscheinlichkeit ein gutes Ergebnis erreicht werden?

Die Idee

- Kann eine zufällige Auswahl helfen?
- Können effiziente Algorithmen noch schneller gemacht werden?
- Kann bei schweren Problemen mit ausreichender Wahrscheinlichkeit ein gutes Ergebnis erreicht werden?
- Hier nun:

Die Idee

- Kann eine zufällige Auswahl helfen?
- Können effiziente Algorithmen noch schneller gemacht werden?
- Kann bei schweren Problemen mit ausreichender Wahrscheinlichkeit ein gutes Ergebnis erreicht werden?
- Hier nun:
    - Bestimmen eines minimalen Schnitts (Cuts).

Die Idee

- Kann eine zufällige Auswahl helfen?
- Können effiziente Algorithmen noch schneller gemacht werden?
- Kann bei schweren Problemen mit ausreichender Wahrscheinlichkeit ein gutes Ergebnis erreicht werden?
- Hier nun:
  - Bestimmen eines minimalen Schnitts (Cuts).
  - Vergleich der Modelle.

Die Idee

- Kann eine zufällige Auswahl helfen?
- Können effiziente Algorithmen noch schneller gemacht werden?
- Kann bei schweren Problemen mit ausreichender Wahrscheinlichkeit ein gutes Ergebnis erreicht werden?
- Hier nun:
  - Bestimmen eines minimalen Schnitts (Cuts).
  - Vergleich der Modelle.
    - Der Algorithmus hat mit hoher Wahrscheinlichkeit eine “gute” Laufzeit.

Die Idee

- Kann eine zufällige Auswahl helfen?
- Können effiziente Algorithmen noch schneller gemacht werden?
- Kann bei schweren Problemen mit ausreichender Wahrscheinlichkeit ein gutes Ergebnis erreicht werden?
- Hier nun:
  - Bestimmen eines minimalen Schnitts (Cuts).
  - Vergleich der Modelle.
    - Der Algorithmus hat mit hoher Wahrscheinlichkeit eine “gute” Laufzeit.
    - Der Algorithmus liefert mit hoher Wahrscheinlichkeit eine Lösung.

Die Idee

- Kann eine zufällige Auswahl helfen?
- Können effiziente Algorithmen noch schneller gemacht werden?
- Kann bei schweren Problemen mit ausreichender Wahrscheinlichkeit ein gutes Ergebnis erreicht werden?
- Hier nun:
  - Bestimmen eines minimalen Schnitts (Cuts).
  - Vergleich der Modelle.
    - Der Algorithmus hat mit hoher Wahrscheinlichkeit eine "gute" Laufzeit.
    - Der Algorithmus liefert mit hoher Wahrscheinlichkeit eine Lösung.

Definition Schnitt

$n = |V|$, $m = |E|$

Definition (Schnitt)

Sei $G = (V, E, c)$ gegeben. Sei $c : E \mapsto \mathbb{N}^+$ Kostenfunktion auf den Kanten. Ein $U \subset V$ ist ein Schnitt (Cut) mit Wert:

$$c(U) = \sum_{\{v,w\} \in E, v \in U, w \notin U} c(\{v, w\}).$$

Definition Schnitt

$n = |V|, m = |E|$

Definition (Schnitt)

Sei $G = (V, E, c)$ gegeben. Sei $c : E \mapsto \mathbb{N}^+$ Kostenfunktion auf den Kanten. Ein $U \subset V$ ist ein Schnitt (Cut) mit Wert:

$$c(U) = \sum_{\{v,w\} \in E, v \in U, w \notin U} c(\{v, w\}).$$

Definition Schnitt

$n = |V|, m = |E|$

Definition (Schnitt)

Sei $G = (V, E, c)$ gegeben. Sei $c : E \mapsto \mathbb{N}^+$ Kostenfunktion auf den Kanten. Ein $U \subset V$ ist ein Schnitt (Cut) mit Wert:

$$c(U) = \sum_{\{v,w\} \in E, v \in U, w \notin U} c(\{v, w\}).$$

- Schreibweise: $C_U = C = \{\{v, w\} \in E, v \in U, w \notin U\}$.

Definition Schnitt

$n = |V|, m = |E|$

Definition (Schnitt)

Sei $G = (V, E, c)$ gegeben. Sei $c : E \mapsto \mathbb{N}^+$ Kostenfunktion auf den Kanten. Ein $U \subset V$ ist ein Schnitt (Cut) mit Wert:

$$c(U) = \sum_{\{v,w\} \in E, v \in U, w \notin U} c(\{v, w\}).$$

- Schreibweise: $C_U = C = \{\{v, w\} \in E, v \in U, w \notin U\}$.
- Definition: $c(C_U) = \sum_{e \in C_U} c(e)$.

Definition Schnitt

Definition (Schnitt)

Sei $G = (V, E, c)$ gegeben. Sei $c : E \mapsto \mathbb{N}^+$ Kostenfunktion auf den Kanten. Ein $U \subset V$ ist ein Schnitt (Cut) mit Wert:

$$c(U) = \sum_{\{v,w\} \in E, v \in U, w \notin U} c(\{v, w\}).$$

- Schreibweise: $C_U = C = \{\{v, w\} \in E, v \in U, w \notin U\}$.
- Definition: $c(C_U) = \sum_{e \in C_U} c(e)$.
- Also $c(U) = c(C_U) = \sum_{e \in C_U} c(e)$.

Definition Schnitt

$n = |V|$, $m = |E|$

Definition (Schnitt)

Sei $G = (V, E, c)$ gegeben. Sei $c : E \mapsto \mathbb{N}^+$ Kostenfunktion auf den Kanten. Ein $U \subset V$ ist ein Schnitt (Cut) mit Wert:

$$c(U) = \sum_{\{v,w\} \in E, v \in U, w \notin U} c(\{v, w\}).$$

- Schreibweise: $C_U = C = \{\{v, w\} \in E, v \in U, w \notin U\}$.
- Definition: $c(C_U) = \sum_{e \in C_U} c(e)$.
- Also $c(U) = c(C_U) = \sum_{e \in C_U} c(e)$.
- Man kann c auch durch Multikanten darstellen.

Definition Schnitt

$n = |V|, m = |E|$

Definition (Schnitt)

Sei $G = (V, E, c)$ gegeben. Sei $c : E \mapsto \mathbb{N}^+$ Kostenfunktion auf den Kanten.
Ein $U \subset V$ ist ein Schnitt (Cut) mit Wert:

$$c(U) = \sum_{\{v,w\} \in E, v \in U, w \notin U} c(\{v, w\}).$$

- Schreibweise: $C_U = C = \{\{v, w\} \in E, v \in U, w \notin U\}$.
- Definition: $c(C_U) = \sum_{e \in C_U} c(e)$.
- Also $c(U) = c(C_U) = \sum_{e \in C_U} c(e)$.
- Man kann c auch durch Multikanten darstellen.
- Gesucht wird der minimale Schnitt C^* mit:

$$\forall U \subset V : c(U) \geqslant c(C^*).$$

Definition Schnitt

$n = |V|,\ m = |E|$

Definition (Schnitt)

Sei $G = (V, E, c)$ gegeben. Sei $c : E \mapsto \mathbb{N}^+$ Kostenfunktion auf den Kanten. Ein $U \subset V$ ist ein Schnitt (Cut) mit Wert:

$$c(U) = \sum_{\{v,w\} \in E, v \in U, w \notin U} c(\{v, w\}).$$

- Schreibweise: $C_U = C = \{\{v, w\} \in E, v \in U, w \notin U\}$.
- Definition: $c(C_U) = \sum_{e \in C_U} c(e)$.
- Also $c(U) = c(C_U) = \sum_{e \in C_U} c(e)$.
- Man kann c auch durch Multikanten darstellen.
- Gesucht wird der minimale Schnitt C^* mit:

$$\forall U \subset V : c(U) \geqslant c(C^*).$$

Einfache Bestimmung des Minimalen Schnitts

$n = |V|, m = |E|$

- Der minimale Schnitt kann durch

Einfache Bestimmung des Minimalen Schnitts

$n = |V|, m = |E|$

- Der minimale Schnitt kann durch
  - $\binom{n}{2}$ Aufrufe eines Flussalgorithmuses gelöst werden.

Einfache Bestimmung des Minimalen Schnitts

$n = |V|, m = |E|$

- Der minimale Schnitt kann durch
  - $\binom{n}{2}$ Aufrufe eines Flussalgorithmuses gelöst werden.
  - $n - 1$ Aufrufe eines Flussalgorithmuses gelöst werden.

Einfache Bestimmung des Minimalen Schnitts

$n = |V|$, $m = |E|$

- Der minimale Schnitt kann durch
  - $\binom{n}{2}$ Aufrufe eines Flussalgorithmuses gelöst werden.
  - $n - 1$ Aufrufe eines Flussalgorithmuses gelöst werden.
  - In Zeit $O(n^4)$ gelöst werden.

Einfache Bestimmung des Minimalen Schnitts

$n = |V|$, $m = |E|$

- Der minimale Schnitt kann durch
  - $\binom{n}{2}$ Aufrufe eines Flussalgorithmuses gelöst werden.
  - $n - 1$ Aufrufe eines Flussalgorithmuses gelöst werden.
  - In Zeit $O(n^4)$ gelöst werden.
- Hier nun:

Einfache Bestimmung des Minimalen Schnitts

$n = |V|$, $m = |E|$

- Der minimale Schnitt kann durch
  - $\binom{n}{2}$ Aufrufe eines Flussalgorithmuses gelöst werden.
  - $n-1$ Aufrufe eines Flussalgorithmuses gelöst werden.
  - In Zeit $O(n^4)$ gelöst werden.
- Hier nun:
  - Randomisierter Algorithmus mit besserer Laufzeit.

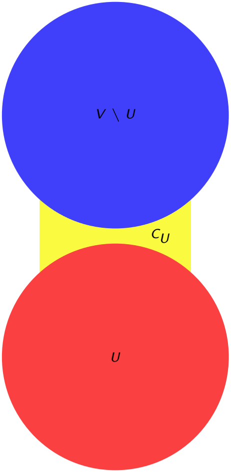
Einfache Bestimmung des Minimalen Schnitts

$n = |V|$, $m = |E|$

- Der minimale Schnitt kann durch
  - $\binom{n}{2}$ Aufrufe eines Flussalgorithmuses gelöst werden.
  - $n - 1$ Aufrufe eines Flussalgorithmuses gelöst werden.
  - In Zeit $O(n^4)$ gelöst werden.
- Hier nun:
  - Randomisierter Algorithmus mit besserer Laufzeit.

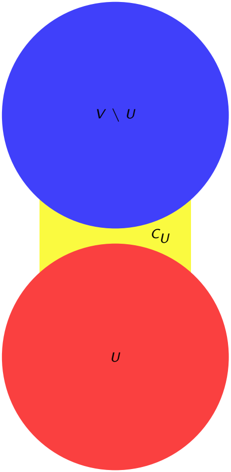
Idee

$n = |V|$, $m = |E|$



Idee

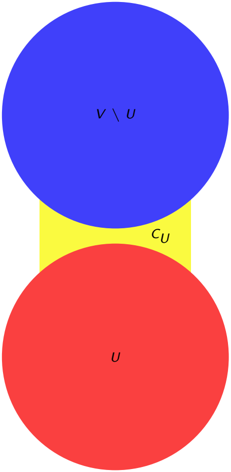
$n = |V|$, $m = |E|$



- Sei $U \subset V$ minimaler Schnitt.

Idee

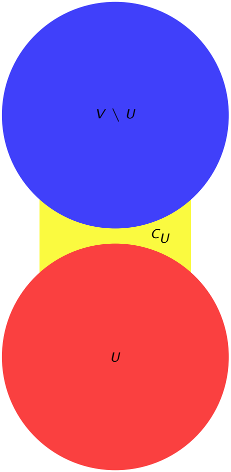
$n = |V|$, $m = |E|$



- Sei $U \subset V$ minimaler Schnitt.
- Damit haben wir:

Idee

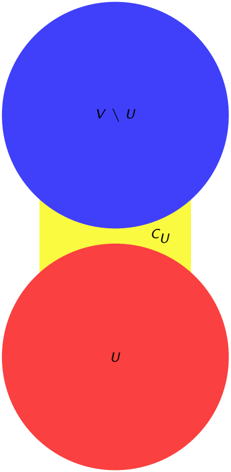
$n = |V|, m = |E|$



- Sei $U \subset V$ minimaler Schnitt.
- Damit haben wir:
  - "Wenig" Kanten in C_U.

Idee

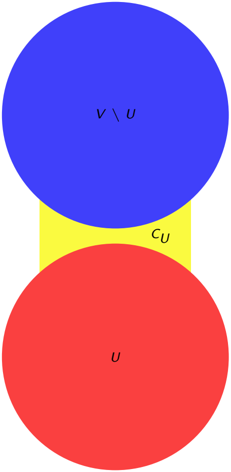
$n = |V|$, $m = |E|$



- Sei $U \subset V$ minimaler Schnitt.
- Damit haben wir:
  - "Wenig" Kanten in C_U.
  - "Viele" Kanten innerhalb U.

Idee

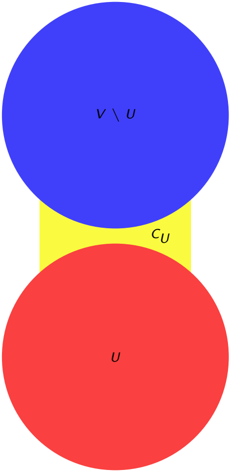
$n = |V|$, $m = |E|$



- Sei $U \subset V$ minimaler Schnitt.
- Damit haben wir:
  - "Wenig" Kanten in C_U.
  - "Viele" Kanten innerhalb U.
  - "Viele" Kanten innerhalb $V \setminus U$.

Idee

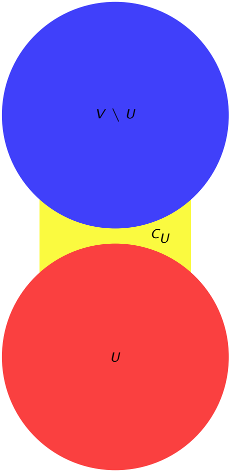
$n = |V|$, $m = |E|$



- Sei $U \subset V$ minimaler Schnitt.
- Damit haben wir:
  - "Wenig" Kanten in C_U.
  - "Viele" Kanten innerhalb U.
  - "Viele" Kanten innerhalb $V \setminus U$.
- Damit ist eine zufällig gewählte Kante mit hoher Wahrscheinlichkeit nicht im Schnitt.

Idee

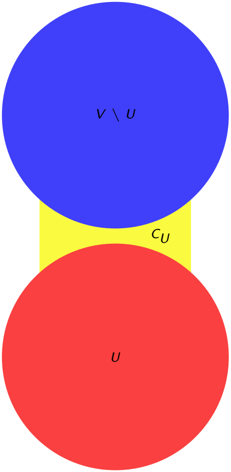
$n = |V|, m = |E|$



- Sei $U \subset V$ minimaler Schnitt.
- Damit haben wir:
  - "Wenig" Kanten in C_U.
  - "Viele" Kanten innerhalb U.
  - "Viele" Kanten innerhalb $V \setminus U$.
- Damit ist eine zufällig gewählte Kante mit hoher Wahrscheinlichkeit nicht im Schnitt.
- Damit sind die inzidenten Knoten einer zufällig gewählten Kante mit hoher Wahrscheinlichkeit beide in U oder beide in $V \setminus U$.

Idee

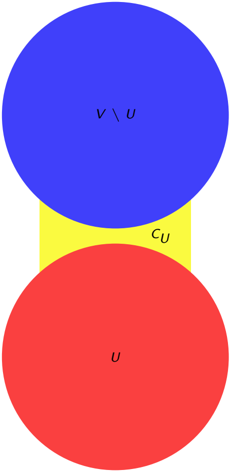
$n = |V|, m = |E|$



- Sei $U \subset V$ minimaler Schnitt.
- Damit haben wir:
  - "Wenig" Kanten in C_U.
  - "Viele" Kanten innerhalb U.
  - "Viele" Kanten innerhalb $V \setminus U$.
- Damit ist eine zufällig gewählte Kante mit hoher Wahrscheinlichkeit nicht im Schnitt.
- Damit sind die inzidenten Knoten einer zufällig gewählten Kante mit hoher Wahrscheinlichkeit beide in U oder beide in $V \setminus U$.
- Vorgehen: Wähle zufällig eine Kante und verschmelze diese zu einem Knoten.

Idee

$n = |V|$, $m = |E|$

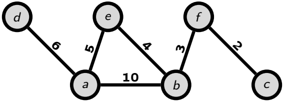


- Sei $U \subset V$ minimaler Schnitt.
- Damit haben wir:
  - "Wenig" Kanten in C_U.
  - "Viele" Kanten innerhalb U.
  - "Viele" Kanten innerhalb $V \setminus U$.
- Damit ist eine zufällig gewählte Kante mit hoher Wahrscheinlichkeit nicht im Schnitt.
- Damit sind die inzidenten Knoten einer zufällig gewählten Kante mit hoher Wahrscheinlichkeit beide in U oder beide in $V \setminus U$.
- Vorgehen: Wähle zufällig eine Kante und verschmelze diese zu einem Knoten.

Kontraktion einer Kante

$n = |V|$, $m = |E|$

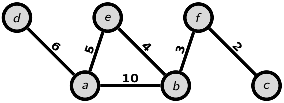
- Gegeben sei: $G = (V, E, c)$ und $c : E \mapsto \mathbb{N}^+$.



Kontraktion einer Kante

$n = |V|$, $m = |E|$

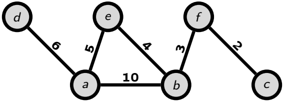
- Gegeben sei: $G = (V, E, c)$ und $c : E \mapsto \mathbb{N}^+$.
- Bei der Kontraktion einer Kante $\{v, w\}$ wird G wie folgt verändert:



Kontraktion einer Kante

$n = |V|$, $m = |E|$

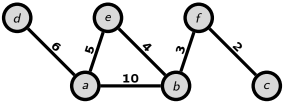
- Gegeben sei: $G = (V, E, c)$ und $c : E \mapsto \mathbb{N}^+$.
- Bei der Kontraktion einer Kante $\{v, w\}$ wird G wie folgt verändert:
  - $V' = V \setminus \{w\}$



Kontraktion einer Kante

$n = |V|$, $m = |E|$

- Gegeben sei: $G = (V, E, c)$ und $c : E \mapsto \mathbb{N}^+$.
- Bei der Kontraktion einer Kante $\{v, w\}$ wird G wie folgt verändert:
  - $V' = V \setminus \{w\}$
  - $E' = (E \setminus \{e \in E \mid e = \{x, w\}\}) \cup \{\{x, v\} \mid \{x, w\} \in E \wedge x \neq v\}$

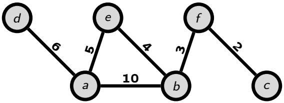


Kontraktion einer Kante

$n = |V|, m = |E|$

- Gegeben sei: $G = (V, E, c)$ und $c : E \mapsto \mathbb{N}^+$.
- Bei der Kontraktion einer Kante $\{v, w\}$ wird G wie folgt verändert:
  - $V' = V \setminus \{w\}$
  - $E' = (E \setminus \{e \in E \mid e = \{x, w\}\}) \cup \{\{x, v\} \mid \{x, w\} \in E \wedge x \neq v\}$
- Die Kostenfunktion wird wie folgt angepasst:

$$c'(e) = \begin{cases} c(e) & \text{falls } v, w \notin e \\ c(e) & \text{falls } e = \{x, v\} \wedge \{x, w\} \notin E \\ c(\{x, w\}) & \text{falls } e \neq \{x, v\} \wedge \{x, w\} \in E \\ c(e) + c(\{x, w\}) & \text{falls } e = \{x, v\} \wedge \{x, w\} \in E \end{cases}$$



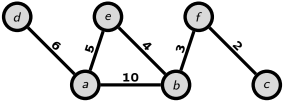
Kontraktion einer Kante

$n = |V|$, $m = |E|$

- Gegeben sei: $G = (V, E, c)$ und $c : E \mapsto \mathbb{N}^+$.
- Bei der Kontraktion einer Kante $\{v, w\}$ wird G wie folgt verändert:
  - $V' = V \setminus \{w\}$
  - $E' = (E \setminus \{e \in E \mid e = \{x, w\}\}) \cup \{\{x, v\} \mid \{x, w\} \in E \wedge x \neq v\}$
- Die Kostenfunktion wird wie folgt angepasst:

$$c'(e) = \begin{cases} c(e) & \text{falls } v, w \notin e \\ c(e) & \text{falls } e = \{x, v\} \wedge \{x, w\} \notin E \\ c(\{x, w\}) & \text{falls } e \neq \{x, v\} \wedge \{x, w\} \in E \\ c(e) + c(\{x, w\}) & \text{falls } e = \{x, v\} \wedge \{x, w\} \in E \end{cases}$$

- Eine Kantenkontraktion kann in Zeit $O(n)$ ausgeführt werden.



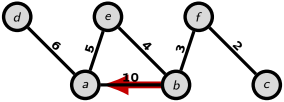
Kontraktion einer Kante

$n = |V|$, $m = |E|$

- Gegeben sei: $G = (V, E, c)$ und $c : E \mapsto \mathbb{N}^+$.
- Bei der Kontraktion einer Kante $\{v, w\}$ wird G wie folgt verändert:
  - $V' = V \setminus \{w\}$
  - $E' = (E \setminus \{e \in E \mid e = \{x, w\}\}) \cup \{\{x, v\} \mid \{x, w\} \in E \land x \neq v\}$
- Die Kostenfunktion wird wie folgt angepasst:

$$c'(e) = \begin{cases} c(e) & \text{falls } v, w \notin e \\ c(e) & \text{falls } e = \{x, v\} \land \{x, w\} \notin E \\ c(\{x, w\}) & \text{falls } e \neq \{x, v\} \land \{x, w\} \in E \\ c(e) + c(\{x, w\}) & \text{falls } e = \{x, v\} \land \{x, w\} \in E \end{cases}$$

- Eine Kantenkontraktion kann in Zeit $O(n)$ ausgeführt werden.



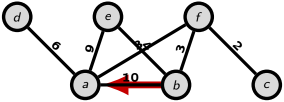
Kontraktion einer Kante

$n = |V|, m = |E|$

- Gegeben sei: $G = (V, E, c)$ und $c : E \mapsto \mathbb{N}^+$.
- Bei der Kontraktion einer Kante $\{v, w\}$ wird G wie folgt verändert:
  - $V' = V \setminus \{w\}$
  - $E' = (E \setminus \{e \in E \mid e = \{x, w\}\}) \cup \{\{x, v\} \mid \{x, w\} \in E \wedge x \neq v\}$
- Die Kostenfunktion wird wie folgt angepasst:

$$c'(e) = \begin{cases} c(e) & \text{falls } v, w \notin e \\ c(e) & \text{falls } e = \{x, v\} \wedge \{x, w\} \notin E \\ c(\{x, w\}) & \text{falls } e \neq \{x, v\} \wedge \{x, w\} \in E \\ c(e) + c(\{x, w\}) & \text{falls } e = \{x, v\} \wedge \{x, w\} \in E \end{cases}$$

- Eine Kantenkontraktion kann in Zeit $O(n)$ ausgeführt werden.



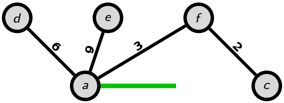
Kontraktion einer Kante

$n = |V|, m = |E|$

- Gegeben sei: $G = (V, E, c)$ und $c : E \mapsto \mathbb{N}^+$.
- Bei der Kontraktion einer Kante $\{v, w\}$ wird G wie folgt verändert:
  - $V' = V \setminus \{w\}$
  - $E' = (E \setminus \{e \in E \mid e = \{x, w\}\}) \cup \{\{x, v\} \mid \{x, w\} \in E \wedge x \neq v\}$
- Die Kostenfunktion wird wie folgt angepasst:

$$c'(e) = \begin{cases} c(e) & \text{falls } v, w \notin e \\ c(e) & \text{falls } e = \{x, v\} \wedge \{x, w\} \notin E \\ c(\{x, w\}) & \text{falls } e \neq \{x, v\} \wedge \{x, w\} \in E \\ c(e) + c(\{x, w\}) & \text{falls } e = \{x, v\} \wedge \{x, w\} \in E \end{cases}$$

- Eine Kantenkontraktion kann in Zeit $O(n)$ ausgeführt werden.



Bestimme Minimalen Schnitt

$n = |V|, m = |E|$

- Algorithmus von Karger (1993)

Bestimme Minimalen Schnitt

$n = |V|$, $m = |E|$

- Algorithmus von Karger (1993)
  1. Setze $S(v) = \{v\}$ für alle $v \in V$.

Bestimme Minimalen Schnitt

$n = |V|$, $m = |E|$

- Algorithmus von Karger (1993)
  1. Setze $S(v) = \{v\}$ für alle $v \in V$.
  2. Setze $H = G$.

Bestimme Minimalen Schnitt

$n = |V|$, $m = |E|$

- Algorithmus von Karger (1993)
  1. Setze $S(v) = \{v\}$ für alle $v \in V$.
  2. Setze $H = G$.
  3. Solange $|V(H)| > 2$ wähle $\{v, w\} \in E(H)$.

Bestimme Minimalen Schnitt

$n = |V|, m = |E|$

- Algorithmus von Karger (1993)
  1. Setze $S(v) = \{v\}$ für alle $v \in V$.
  2. Setze $H = G$.
  3. Solange $|V(H)| > 2$ wähle $\{v, w\} \in E(H)$.
     1. Setze $S(v) = S(v) \cup S(w)$.

Bestimme Minimalen Schnitt

$n = |V|$, $m = |E|$

- Algorithmus von Karger (1993)
  1. Setze $S(v) = \{v\}$ für alle $v \in V$.
  2. Setze $H = G$.
  3. Solange $|V(H)| > 2$ wähle $\{v, w\} \in E(H)$.
     1. Setze $S(v) = S(v) \cup S(w)$.
     2. Kontraktiere die Kante $\{v, w\}$ in H.

Bestimme Minimalen Schnitt

$n = |V|$, $m = |E|$

- Algorithmus von Karger (1993)
  1. Setze $S(v) = \{v\}$ für alle $v \in V$.
  2. Setze $H = G$.
  3. Solange $|V(H)| > 2$ wähle $\{v, w\} \in E(H)$.
     1. Setze $S(v) = S(v) \cup S(w)$.
     2. Kontraktiere die Kante $\{v, w\}$ in H.
  4. Wähle $v \in V(H)$.

Bestimme Minimalen Schnitt

$n = |V|$, $m = |E|$

- Algorithmus von Karger (1993)
  1. Setze $S(v) = \{v\}$ für alle $v \in V$.
  2. Setze $H = G$.
  3. Solange $|V(H)| > 2$ wähle $\{v, w\} \in E(H)$.
     1. Setze $S(v) = S(v) \cup S(w)$.
     2. Kontraktiere die Kante $\{v, w\}$ in H.
  4. Wähle $v \in V(H)$.
  5. Gebe Schnitt $S(v)$ (bzw. $C_{S(v)}$) aus.

Bestimme Minimalen Schnitt

$n = |V|$, $m = |E|$

- Algorithmus von Karger (1993)
  1. Setze $S(v) = \{v\}$ für alle $v \in V$.
  2. Setze $H = G$.
  3. Solange $|V(H)| > 2$ wähle $\{v, w\} \in E(H)$.
     1. Setze $S(v) = S(v) \cup S(w)$.
     2. Kontraktiere die Kante $\{v, w\}$ in H.
  4. Wähle $v \in V(H)$.
  5. Gebe Schnitt $S(v)$ (bzw. $C_{S(v)}$) aus.
- Laufzeit: $O(n^2)$.

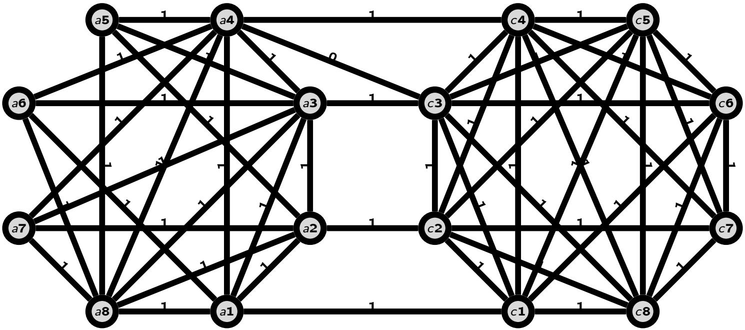
Bestimme Minimalen Schnitt

$n = |V|$, $m = |E|$

- Algorithmus von Karger (1993)
  1. Setze $S(v) = \{v\}$ für alle $v \in V$.
  2. Setze $H = G$.
  3. Solange $|V(H)| > 2$ wähle $\{v, w\} \in E(H)$.
     1. Setze $S(v) = S(v) \cup S(w)$.
     2. Kontraktiere die Kante $\{v, w\}$ in H.
  4. Wähle $v \in V(H)$.
  5. Gebe Schnitt $S(v)$ (bzw. $C_{S(v)}$) aus.
- Laufzeit: $O(n^2)$.

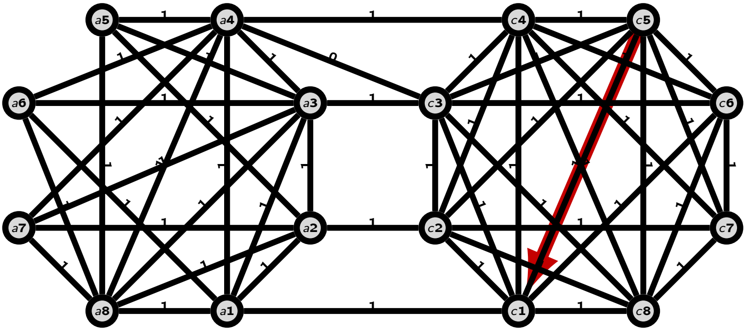
Beispiel

$n = |V|$, $m = |E|$



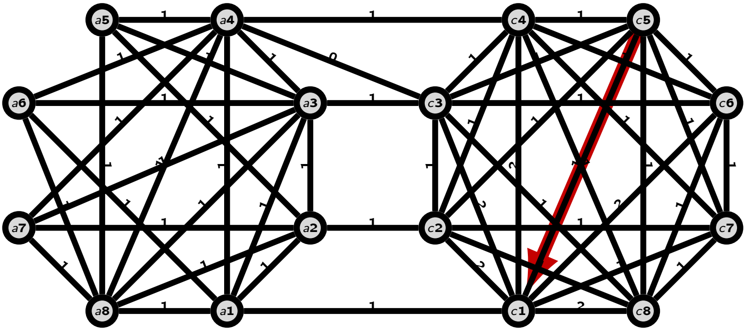
Beispiel

$n = |V|$, $m = |E|$



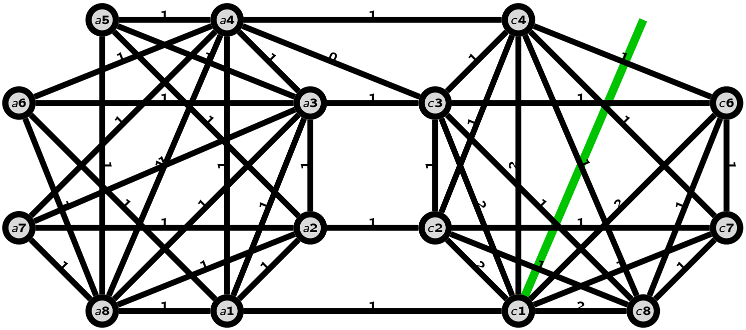
Beispiel

$n = |V|, m = |E|$



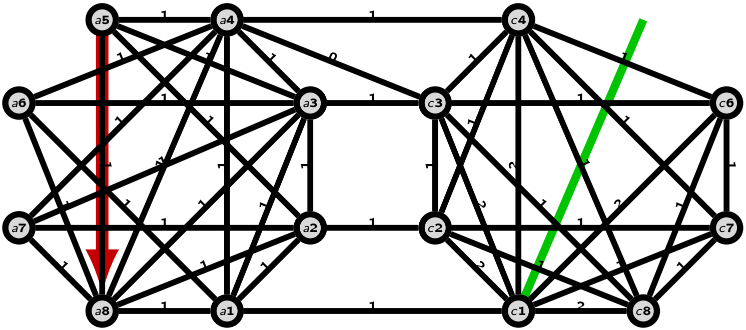
Beispiel

$n = |V|, m = |E|$



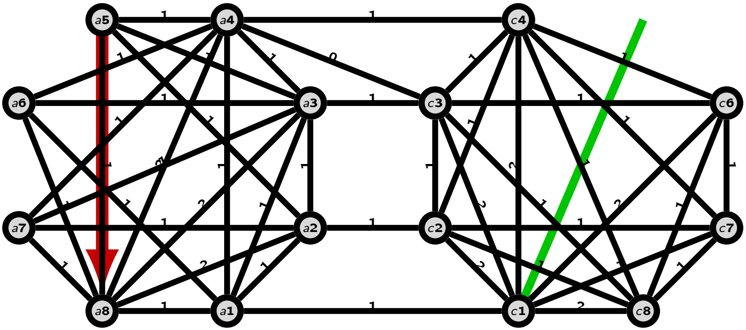
Beispiel

$n = |V|$, $m = |E|$



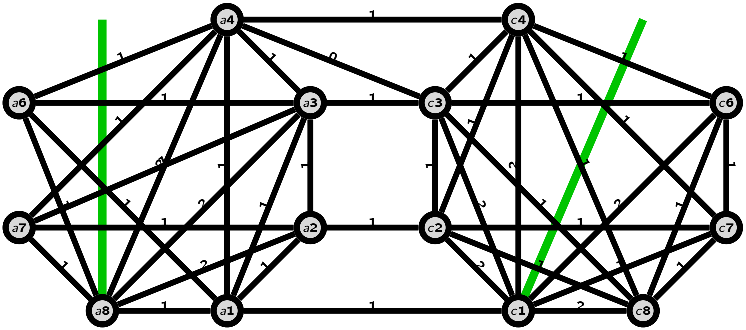
Beispiel

$n = |V|, m = |E|$



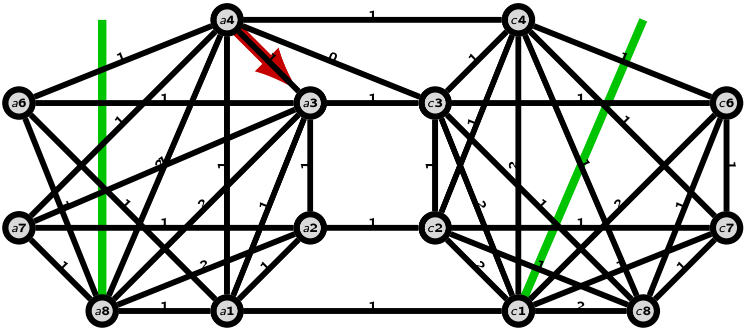
Beispiel

$n = |V|, m = |E|$



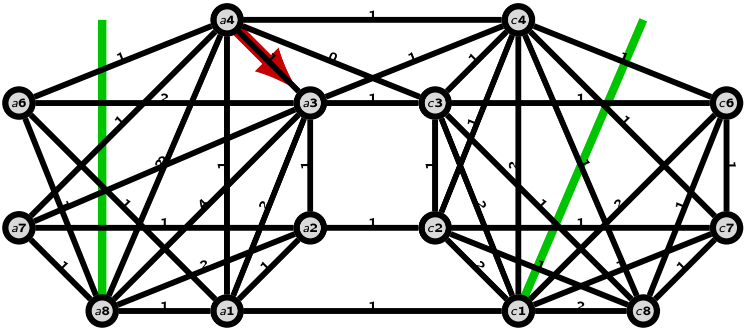
Beispiel

$n = |V|, m = |E|$



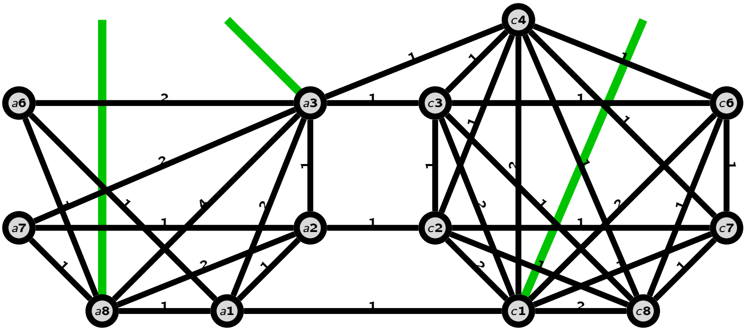
Beispiel

$n = |V|,\ m = |E|$



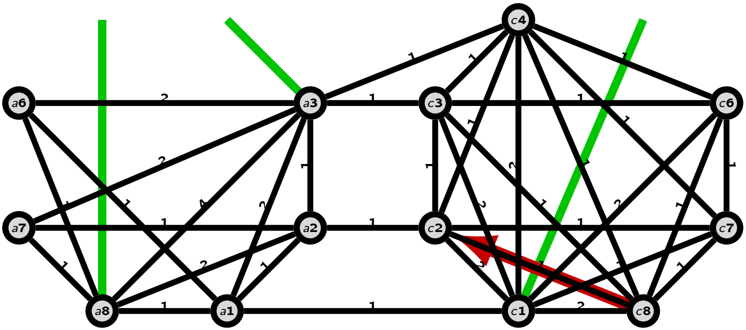
Beispiel

$n = |V|$, $m = |E|$



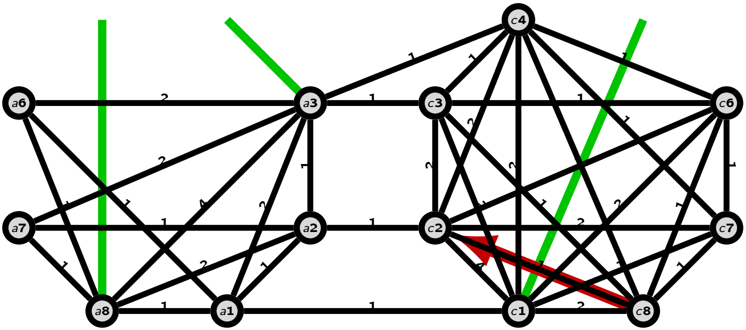
Beispiel

$n = |V|$, $m = |E|$



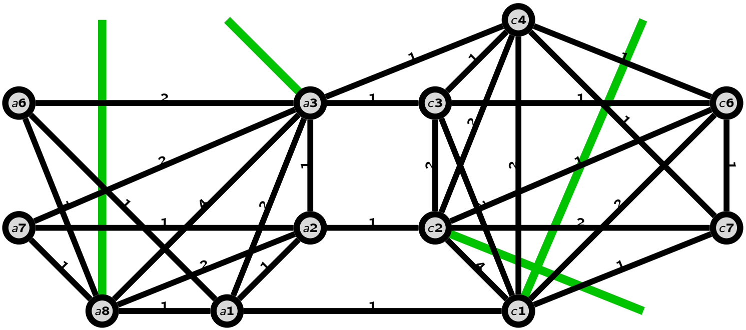
Beispiel

$n = |V|, m = |E|$



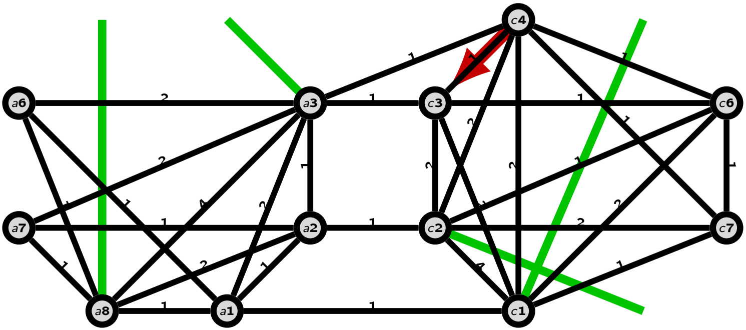
Beispiel

$n = |V|, m = |E|$



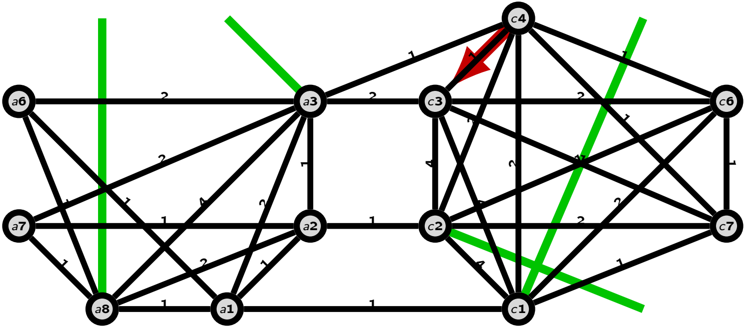
Beispiel

$n = |V|$, $m = |E|$



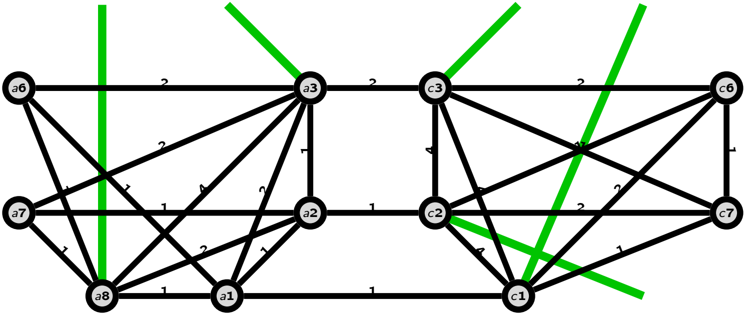
Beispiel

$n = |V|, m = |E|$



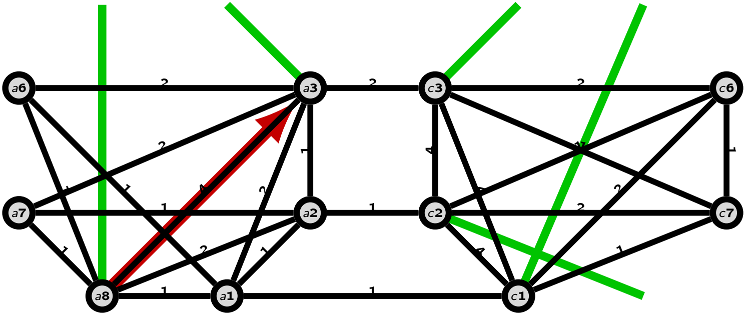
Beispiel

$n = |V|,\ m = |E|$



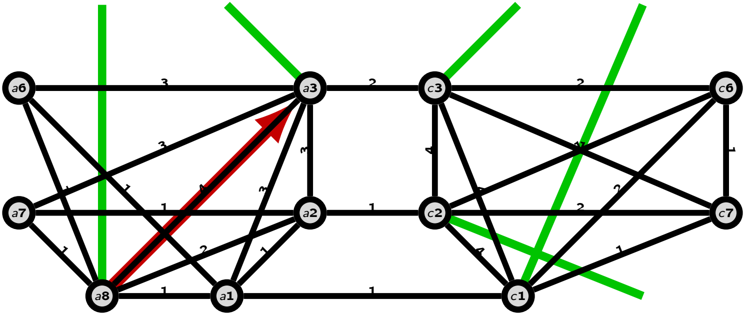
Beispiel

$n = |V|$, $m = |E|$



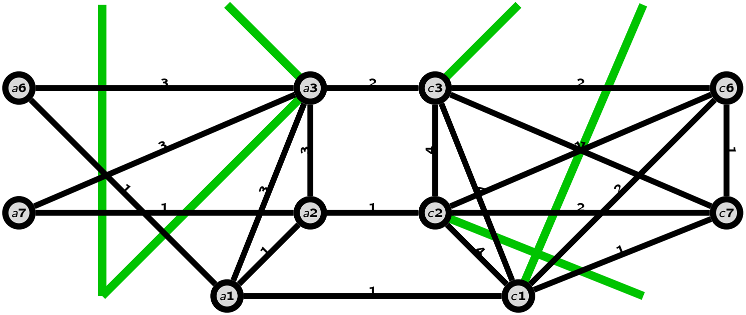
Beispiel

$n = |V|$, $m = |E|$



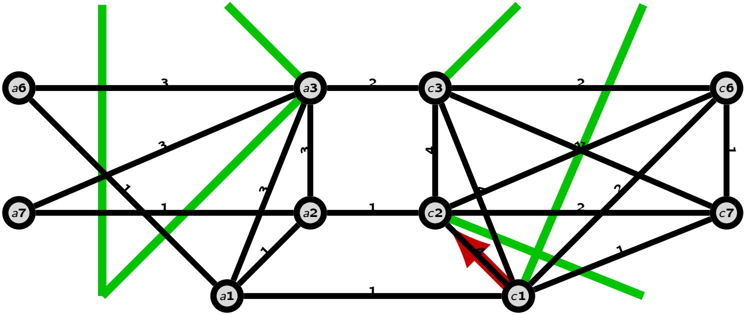
Beispiel

$n = |V|,\ m = |E|$



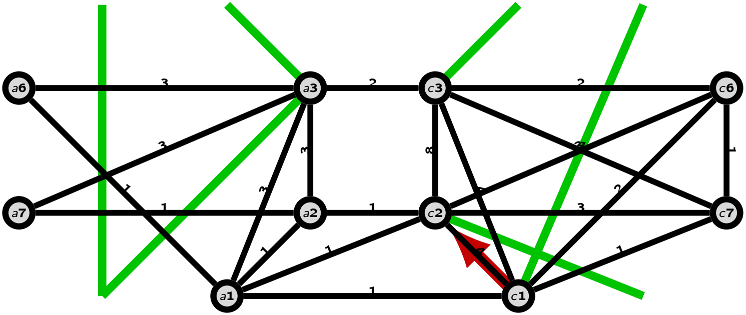
Beispiel

$n = |V|$, $m = |E|$



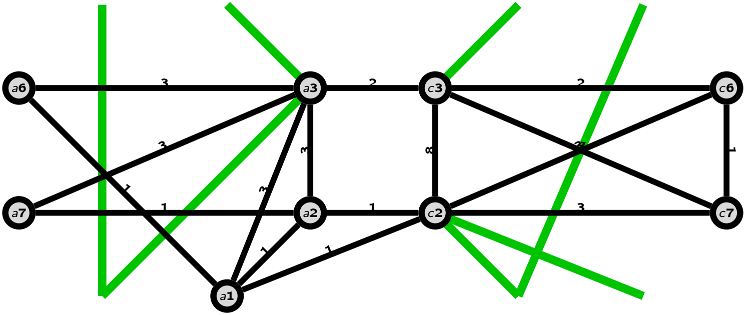
Beispiel

$n = |V|$, $m = |E|$



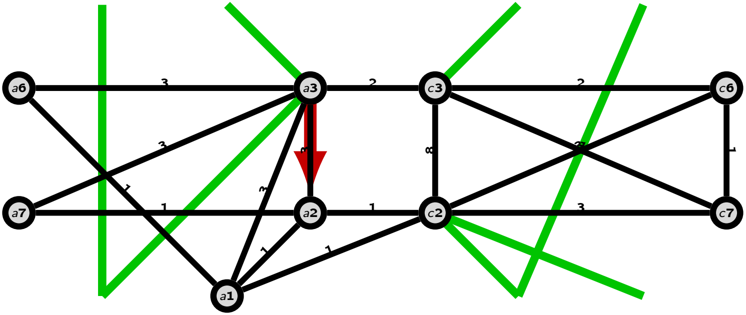
Beispiel

$n = |V|, m = |E|$



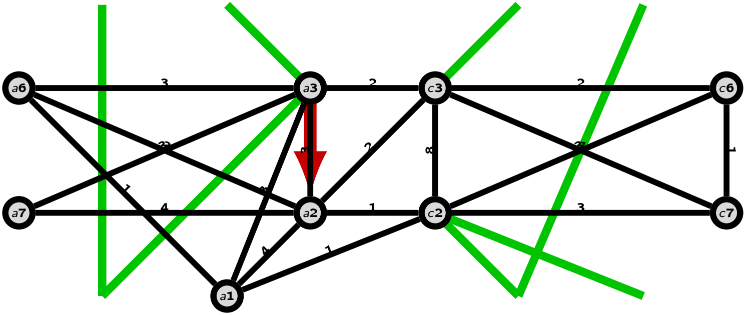
Beispiel

$n = |V|, m = |E|$



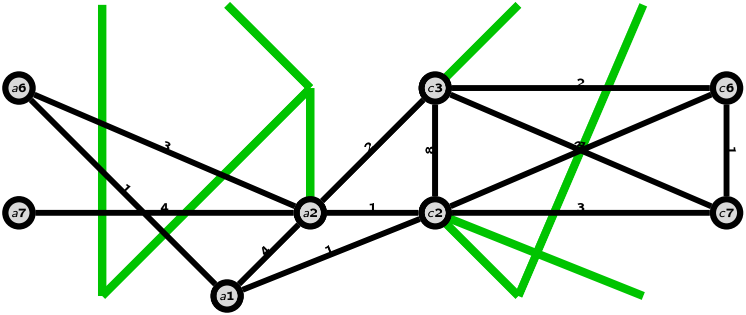
Beispiel

$n = |V|, m = |E|$



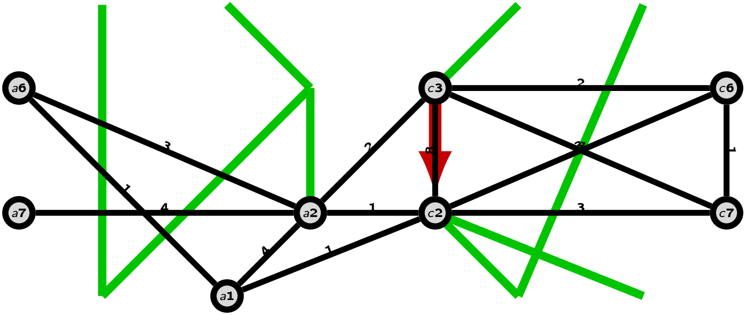
Beispiel

$n = |V|$, $m = |E|$



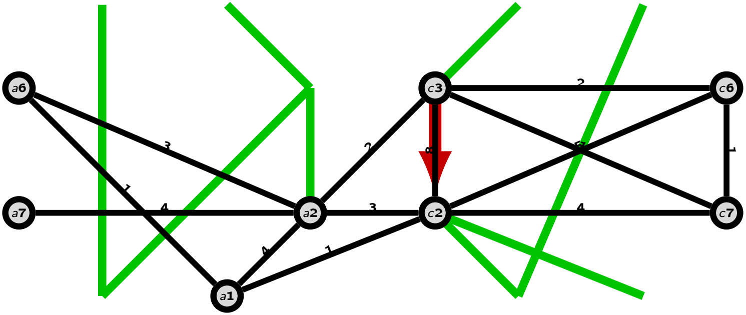
Beispiel

$n = |V|,\ m = |E|$



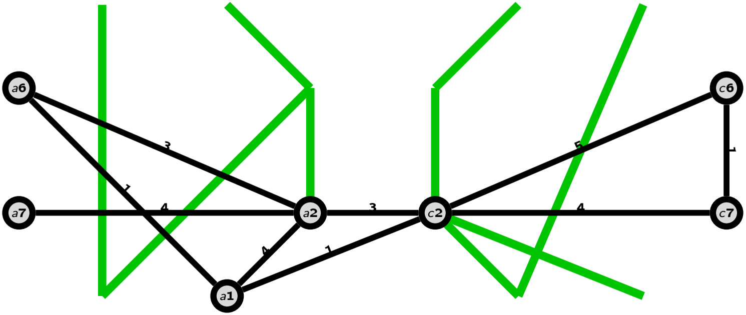
Beispiel

$n = |V|, m = |E|$



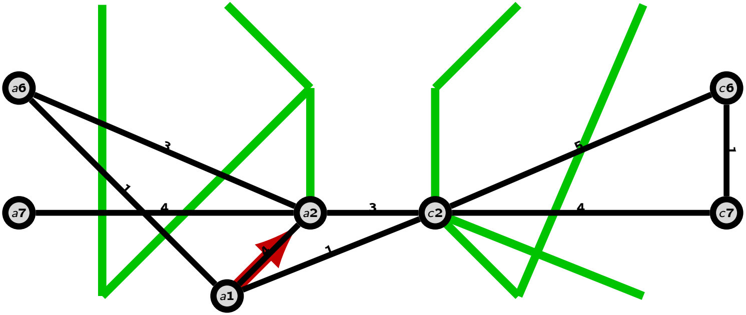
Beispiel

$n = |V|, m = |E|$



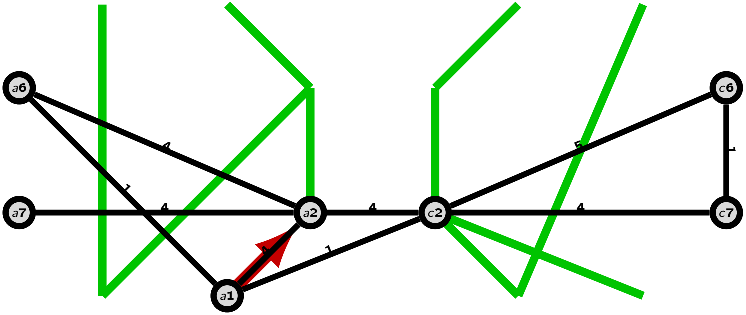
Beispiel

$n = |V|, m = |E|$



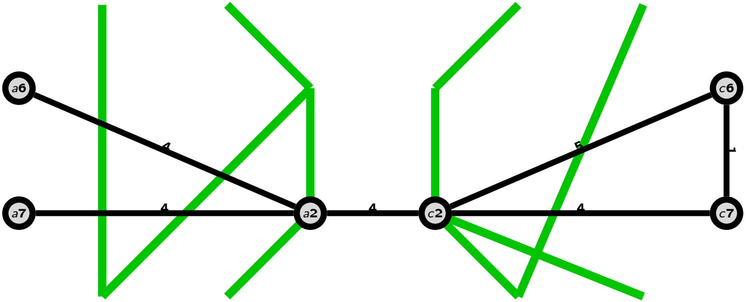
Beispiel

$n = |V|$, $m = |E|$



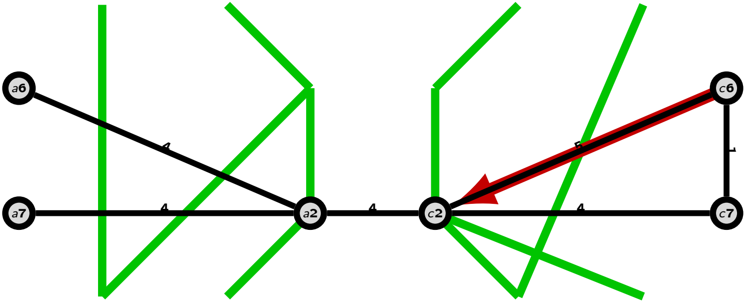
Beispiel

$n = |V|$, $m = |E|$



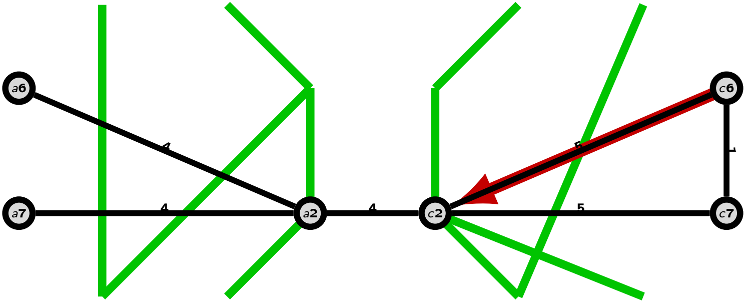
Beispiel

$n = |V|$, $m = |E|$



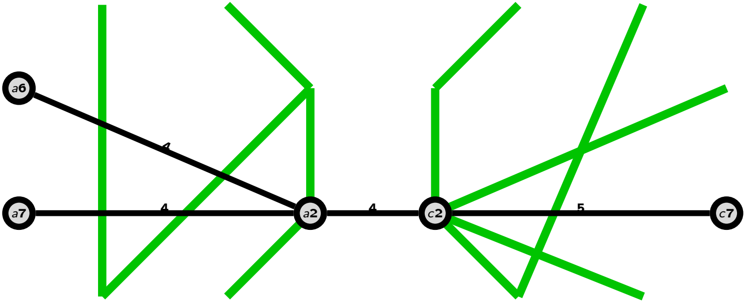
Beispiel

$n = |V|,\ m = |E|$



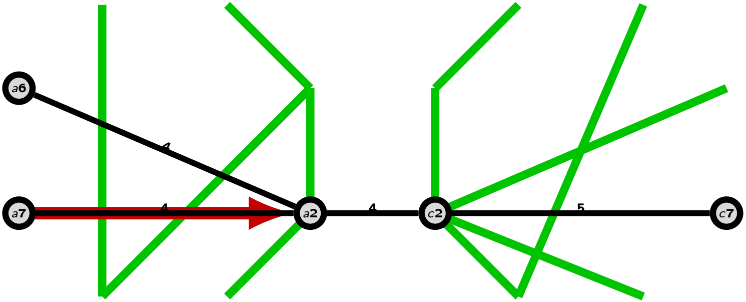
Beispiel

$n = |V|$, $m = |E|$



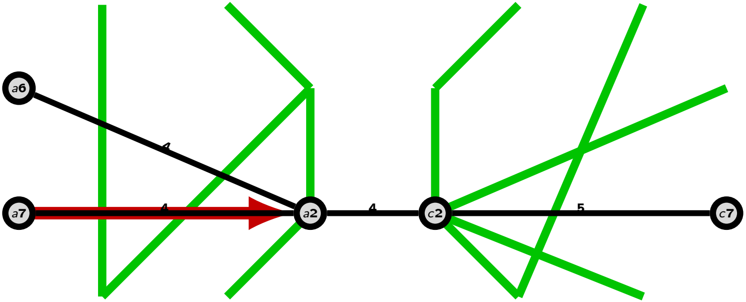
Beispiel

$n = |V|$, $m = |E|$



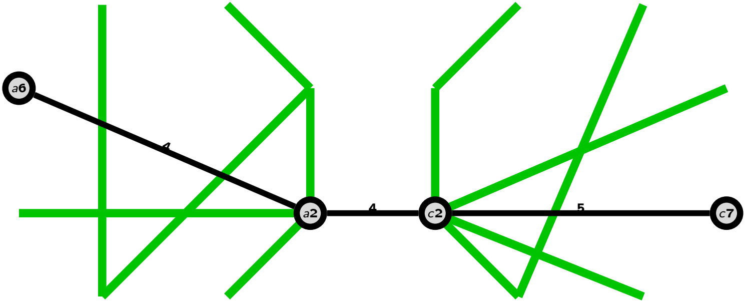
Beispiel

$n = |V|,\ m = |E|$



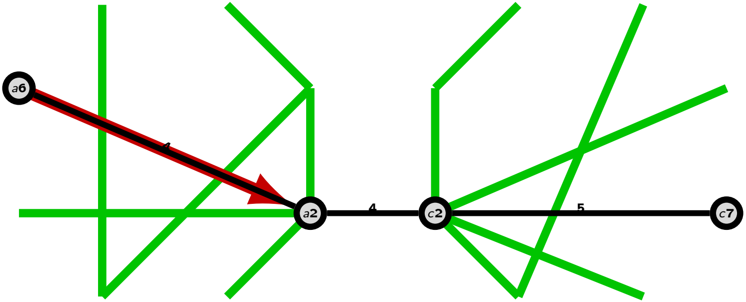
Beispiel

$n = |V|, m = |E|$



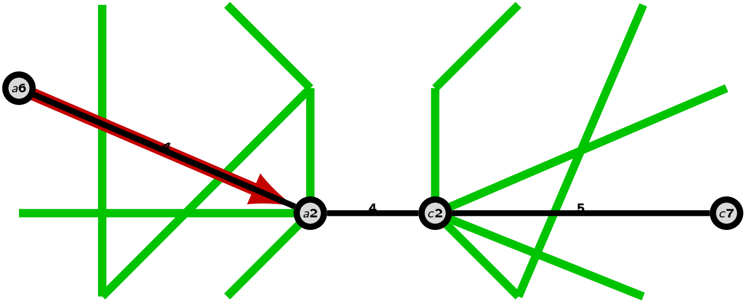
Beispiel

$n = |V|, m = |E|$



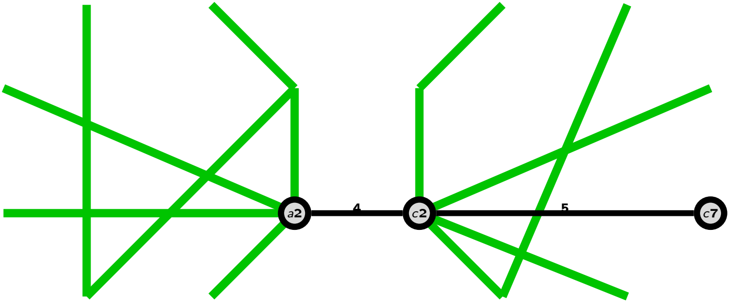
Beispiel

$n = |V|$, $m = |E|$



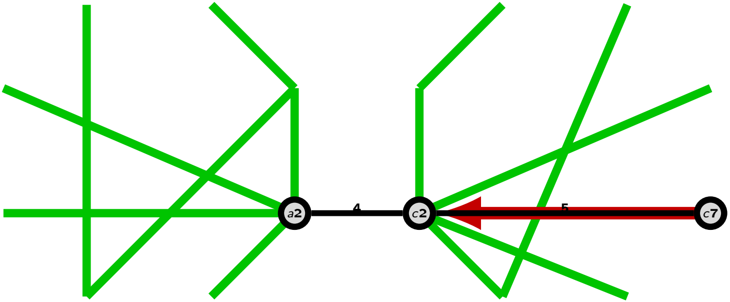
Beispiel

$n = |V|, m = |E|$



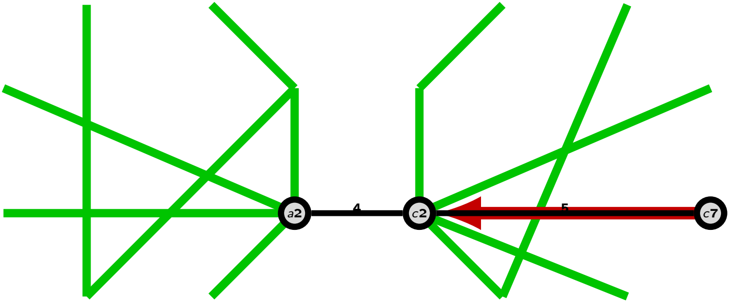
Beispiel

$n = |V|$, $m = |E|$



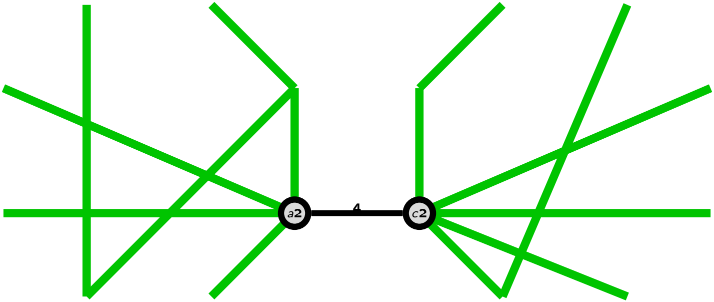
Beispiel

$n = |V|, m = |E|$



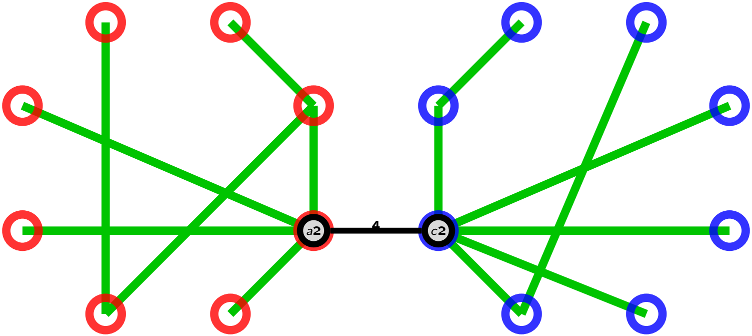
Beispiel

$n = |V|$, $m = |E|$



Beispiel

$n = |V|$, $m = |E|$



Erfolgswahrscheinlichkeit eines Schnitts

$n = |V|$, $m = |E|$

Lemma

$\mathbb{P}r[C \textit{ ist ein minimaler Schnitt von } G] \geqslant \binom{n}{2}^{-1}$.

Beweis:

Erfolgswahrscheinlichkeit eines Schnitts

$n = |V|$, $m = |E|$

Lemma

$\mathbb{P}r[C \textit{ ist ein minimaler Schnitt von } G] \geqslant \binom{n}{2}^{-1}$.

Beweis:

Erfolgswahrscheinlichkeit eines Schnitts

$n = |V|$, $m = |E|$

Lemma

$\mathbb{P}r[C \text{ ist ein minimaler Schnitt von } G] \geqslant \binom{n}{2}^{-1}$.

Beweis:

- Sei e_i die i-te Kante, die kontrahiert wird ($1 \leqslant i \leqslant n-2$).

Erfolgswahrscheinlichkeit eines Schnitts

Lemma

$\mathbb{P}r[C \text{ ist ein minimaler Schnitt von } G] \geqslant \binom{n}{2}^{-1}$.

Beweis:

- Sei e_i die i-te Kante, die kontrahiert wird $(1 \leqslant i \leqslant n-2)$.
- Sei $H_0 = G$ und H_i der Graph nach der i-ten Kontraktion.

Erfolgswahrscheinlichkeit eines Schnitts

$n = |V|$, $m = |E|$

Lemma

$\mathbb{P}r[C \textit{ ist ein minimaler Schnitt von } G] \geqslant \binom{n}{2}^{-1}$.

Beweis:

- Sei e_i die i-te Kante, die kontrahiert wird $(1 \leqslant i \leqslant n-2)$.
- Sei $H_0 = G$ und H_i der Graph nach der i-ten Kontraktion.
- Sei K ein beliebiger minimaler Schnitt von G.

Erfolgswahrscheinlichkeit eines Schnitts

$n = |V|$, $m = |E|$

Lemma

$\mathbb{P}r[C \textit{ ist ein minimaler Schnitt von } G] \geqslant \binom{n}{2}^{-1}$.

Beweis:

- Sei e_i die i-te Kante, die kontrahiert wird $(1 \leqslant i \leqslant n-2)$.
- Sei $H_0 = G$ und H_i der Graph nach der i-ten Kontraktion.
- Sei K ein beliebiger minimaler Schnitt von G.
- Dann gilt:

$$\mathbb{P}\mathrm{r}[C \text{ ist min. Cut von } G] \quad \geqslant \quad \mathbb{P}\mathrm{r}[C = K]$$

Erfolgswahrscheinlichkeit eines Schnitts

Lemma

$\mathbb{P}r[C \textit{ ist ein minimaler Schnitt von } G] \geqslant \binom{n}{2}^{-1}$.

Beweis:

- Sei e_i die i-te Kante, die kontrahiert wird ($1 \leqslant i \leqslant n-2$).
- Sei $H_0 = G$ und H_i der Graph nach der i-ten Kontraktion.
- Sei K ein beliebiger minimaler Schnitt von G.
- Dann gilt:

$$\mathbb{P}\mathrm{r}[C \text{ ist min. Cut von } G] \quad \geqslant \quad \mathbb{P}\mathrm{r}[C = K]$$

Erfolgswahrscheinlichkeit eines Schnitts

$n = |V|,\ m = |E|$

Lemma

$\mathbb{P}r[C \textit{ ist ein minimaler Schnitt von } G] \geqslant \binom{n}{2}^{-1}$.

Beweis:

- Sei e_i die i-te Kante, die kontrahiert wird $(1 \leqslant i \leqslant n-2)$.
- Sei $H_0 = G$ und H_i der Graph nach der i-ten Kontraktion.
- Sei K ein beliebiger minimaler Schnitt von G.
- Dann gilt:

$$\begin{aligned}\mathbb{P}\mathrm{r}[C \text{ ist min. Cut von } G] &\geqslant \mathbb{P}\mathrm{r}[C = K] \\ &= \mathbb{P}\mathrm{r}[\cap_{1\leqslant i\leqslant n-2} e_i \notin K]\end{aligned}$$

Erfolgswahrscheinlichkeit eines Schnitts

$n = |V|$, $m = |E|$

Lemma

$\mathbb{P}r[C \textit{ ist ein minimaler Schnitt von } G] \geqslant \binom{n}{2}^{-1}$.

Beweis:

- Sei e_i die i-te Kante, die kontrahiert wird $(1 \leqslant i \leqslant n-2)$.
- Sei $H_0 = G$ und H_i der Graph nach der i-ten Kontraktion.
- Sei K ein beliebiger minimaler Schnitt von G.
- Dann gilt:

$$\begin{array}{rcl} \mathbb{P}\mathrm{r}[C \text{ ist min. Cut von } G] & \geqslant & \mathbb{P}\mathrm{r}[C = K] \\ & = & \mathbb{P}\mathrm{r}[\cap_{1 \leqslant i \leqslant n-2} e_i \notin K] \\ & = & \prod_{1 \leqslant i \leqslant n-2} \mathbb{P}\mathrm{r}[e_i \notin K \mid \cap_{1 \leqslant j < i} e_j \notin K]. \end{array}$$

Erfolgswahrscheinlichkeit eines Schnitts

$n = |V|, m = |E|$

Lemma

$\mathbb{P}r[C \text{ ist ein minimaler Schnitt von } G] \geqslant \binom{n}{2}^{-1}$.

Beweis:

- Sei e_i die i-te Kante, die kontrahiert wird ($1 \leqslant i \leqslant n-2$).
- Sei $H_0 = G$ und H_i der Graph nach der i-ten Kontraktion.
- Sei K ein beliebiger minimaler Schnitt von G.
- Dann gilt:

$$\begin{aligned}
\mathbb{P}r[C \text{ ist min. Cut von } G] &\geqslant \mathbb{P}r[C = K] \\
&= \mathbb{P}r[\cap_{1 \leqslant i \leqslant n-2} e_i \notin K] \\
&= \textstyle\prod_{1 \leqslant i \leqslant n-2} \mathbb{P}r[e_i \notin K \mid \cap_{1 \leqslant j < i} e_j \notin K]. \\
&\geqslant \textstyle\prod_{1 \leqslant i \leqslant n-2} \left(1 - \frac{2}{n-i+1}\right) \text{ (nächste Folie)}
\end{aligned}$$

Erfolgswahrscheinlichkeit eines Schnitts

$n = |V|$, $m = |E|$

Lemma

$\mathbb{P}r[C \textit{ ist ein minimaler Schnitt von } G] \geqslant \binom{n}{2}^{-1}$.

Beweis:

- Sei e_i die i-te Kante, die kontrahiert wird ($1 \leqslant i \leqslant n-2$).
- Sei $H_0 = G$ und H_i der Graph nach der i-ten Kontraktion.
- Sei K ein beliebiger minimaler Schnitt von G.
- Dann gilt:

$$\begin{array}{rcl}
\mathbb{P}r[C \text{ ist min. Cut von } G] & \geqslant & \mathbb{P}r[C = K] \\
& = & \mathbb{P}r[\cap_{1\leqslant i \leqslant n-2} e_i \notin K] \\
& = & \prod_{1\leqslant i \leqslant n-2} \mathbb{P}r[e_i \notin K \mid \cap_{1 \leqslant j < i} e_j \notin K]. \\
& \geqslant & \prod_{1\leqslant i \leqslant n-2} \left(1 - \frac{2}{n-i+1}\right) \text{ (nächste Folie)} \\
& = & \prod_{1\leqslant i \leqslant n-2} \frac{n-i-1}{n-i+1}
\end{array}$$

Erfolgswahrscheinlichkeit eines Schnitts

$n = |V|$, $m = |E|$

Lemma

$\mathbb{P}r[C \textit{ ist ein minimaler Schnitt von } G] \geqslant \binom{n}{2}^{-1}$.

Beweis:

- Sei e_i die i-te Kante, die kontrahiert wird $(1 \leqslant i \leqslant n-2)$.
- Sei $H_0 = G$ und H_i der Graph nach der i-ten Kontraktion.
- Sei K ein beliebiger minimaler Schnitt von G.
- Dann gilt:

$$\begin{array}{rcl}
\mathbb{P}r[C \text{ ist min. Cut von } G] & \geqslant & \mathbb{P}r[C = K] \\
& = & \mathbb{P}r[\cap_{1\leqslant i\leqslant n-2} e_i \notin K] \\
& = & \prod_{1\leqslant i\leqslant n-2} \mathbb{P}r[e_i \notin K \mid \cap_{1\leqslant j<i} e_j \notin K]. \\
& \geqslant & \prod_{1\leqslant i\leqslant n-2} \left(1 - \frac{2}{n-i+1}\right) \text{ (nächste Folie)} \\
& = & \prod_{1\leqslant i\leqslant n-2} \frac{n-i-1}{n-i+1} \\
& = & \frac{n-2}{n} \cdot \frac{n-3}{n-1} \cdot \frac{n-4}{n-2} \cdot \ldots \cdot \frac{3}{5} \cdot \frac{2}{4} \cdot \frac{1}{3}
\end{array}$$

Erfolgswahrscheinlichkeit eines Schnitts

$n = |V|$, $m = |E|$

Lemma

$\mathbb{P}r[C \text{ ist ein minimaler Schnitt von } G] \geqslant \binom{n}{2}^{-1}$.

Beweis:

- Sei e_i die i-te Kante, die kontrahiert wird $(1 \leqslant i \leqslant n-2)$.
- Sei $H_0 = G$ und H_i der Graph nach der i-ten Kontraktion.
- Sei K ein beliebiger minimaler Schnitt von G.
- Dann gilt:

$$
\begin{array}{rcl}
\mathbb{P}\mathrm{r}[C \text{ ist min. Cut von } G] & \geqslant & \mathbb{P}\mathrm{r}[C = K] \\
 & = & \mathbb{P}\mathrm{r}[\cap_{1\leqslant i\leqslant n-2} e_i \notin K] \\
 & = & \prod_{1\leqslant i\leqslant n-2} \mathbb{P}\mathrm{r}[e_i \notin K \mid \cap_{1\leqslant j<i} e_j \notin K]. \\
 & \geqslant & \prod_{1\leqslant i\leqslant n-2} \left(1 - \frac{2}{n-i+1}\right) \text{ (nächste Folie)} \\
 & = & \prod_{1\leqslant i\leqslant n-2} \frac{n-i-1}{n-i+1} \\
 & = & \frac{n-2}{n} \cdot \frac{n-3}{n-1} \cdot \frac{n-4}{n-2} \cdot \ldots \cdot \frac{3}{5} \cdot \frac{2}{4} \cdot \frac{1}{3} \\
 & = & \frac{2}{n\cdot(n-1)} = \binom{n}{2}^{-1}.
\end{array}
$$

Hilfsaussage

$n = |V|$, $m = |E|$

Lemma

$\mathbb{P}r[e_i \notin K \mid \cap_{1 \leqslant j < i} e_j \notin K] \geqslant 1 - \frac{2}{n-i+1}$.

Beweis:

Hilfsaussage

$n = |V|$, $m = |E|$

Lemma

$\mathbb{P}r[e_i \notin K \mid \cap_{1 \leqslant j < i} e_j \notin K] \geqslant 1 - \frac{2}{n-i+1}$.

Beweis:

Hilfsaussage

$n = |V|, m = |E|$

Lemma

$\mathbb{P}r[e_i \notin K \mid \cap_{1 \leqslant j < i} e_j \notin K] \geqslant 1 - \frac{2}{n-i+1}$.

Beweis:

- Beachte: jeder Schnitt in H_j entspricht auch einem Schnitt in G.

Hilfsaussage

$n = |V|, m = |E|$

Lemma

$\mathbb{P}r[e_i \notin K \mid \cap_{1 \leqslant j < i} e_j \notin K] \geqslant 1 - \frac{2}{n-i+1}$.

Beweis:

- Beachte: jeder Schnitt in H_j entspricht auch einem Schnitt in G.
- Sei $k = |K|$, $n_j = |V(H_j)|$ und $m_j = |E(H_j)|$.

Hilfsaussage

$n = |V|$, $m = |E|$

Lemma

$\mathbb{P}r[e_i \notin K \mid \cap_{1\leqslant j<i} e_j \notin K] \geqslant 1 - \frac{2}{n-i+1}$.

Beweis:

- Beachte: jeder Schnitt in H_j entspricht auch einem Schnitt in G.
- Sei $k = |K|$, $n_j = |V(H_j)|$ und $m_j = |E(H_j)|$.
- Es gilt (Beachte: $k \leqslant \delta(H_{i-1})$ (min. Knotengrad)):

Hilfsaussage

$n = |V|$, $m = |E|$

Lemma

$\mathbb{P}r[e_i \notin K \mid \cap_{1 \leqslant j < i} e_j \notin K] \geqslant 1 - \frac{2}{n-i+1}$.

Beweis:

- Beachte: jeder Schnitt in H_j entspricht auch einem Schnitt in G.
- Sei $k = |K|$, $n_j = |V(H_j)|$ und $m_j = |E(H_j)|$.
- Es gilt (Beachte: $k \leqslant \delta(H_{i-1})$ (min. Knotengrad)):
  - $n_{i-1} = n - i + 1$.

Hilfsaussage

Lemma

$\mathbb{P}r[e_i \notin K \mid \cap_{1 \leqslant j < i} e_j \notin K] \geqslant 1 - \frac{2}{n-i+1}$.

Beweis:

- Beachte: jeder Schnitt in H_j entspricht auch einem Schnitt in G.
- Sei $k = |K|$, $n_j = |V(H_j)|$ und $m_j = |E(H_j)|$.
- Es gilt (Beachte: $k \leqslant \delta(H_{i-1})$ (min. Knotengrad)):
  - $n_{i-1} = n - i + 1$.
  - $m_{i-1} \geqslant k \cdot n_{i-1}/2$

Hilfsaussage

$n = |V|$, $m = |E|$

Lemma

$\mathbb{P}r[e_i \notin K \mid \cap_{1 \leqslant j < i} e_j \notin K] \geqslant 1 - \frac{2}{n-i+1}$.

Beweis:

- Beachte: jeder Schnitt in H_j entspricht auch einem Schnitt in G.
- Sei $k = |K|$, $n_j = |V(H_j)|$ und $m_j = |E(H_j)|$.
- Es gilt (Beachte: $k \leqslant \delta(H_{i-1})$ (min. Knotengrad)):
  - $n_{i-1} = n - i + 1$.
  - $m_{i-1} \geqslant k \cdot n_{i-1}/2$
  - $\mathbb{P}r[e_i \in K] = \frac{k}{m_{i-1}}$.

Hilfsaussage

$n = |V|$, $m = |E|$

Lemma

$\mathbb{P}r[e_i \notin K \mid \cap_{1 \leqslant j < i} e_j \notin K] \geqslant 1 - \frac{2}{n-i+1}$.

Beweis:

- Beachte: jeder Schnitt in H_j entspricht auch einem Schnitt in G.
- Sei $k = |K|$, $n_j = |V(H_j)|$ und $m_j = |E(H_j)|$.
- Es gilt (Beachte: $k \leqslant \delta(H_{i-1})$ (min. Knotengrad)):
  - $n_{i-1} = n - i + 1$.
  - $m_{i-1} \geqslant k \cdot n_{i-1}/2$
  - $\mathbb{P}r[e_i \in K] = \frac{k}{m_{i-1}}$.
- Damit gilt:

$$\mathbb{P}r[e_i \in K \mid \cap_{1 \leqslant j < i} e_j \notin K]$$

Hilfsaussage

$n = |V|$, $m = |E|$

Lemma

$\mathbb{P}r[e_i \notin K \mid \cap_{1 \leqslant j < i} e_j \notin K] \geqslant 1 - \frac{2}{n-i+1}$.

Beweis:

- Beachte: jeder Schnitt in H_j entspricht auch einem Schnitt in G.
- Sei $k = |K|$, $n_j = |V(H_j)|$ und $m_j = |E(H_j)|$.
- Es gilt (Beachte: $k \leqslant \delta(H_{i-1})$ (min. Knotengrad)):
  - $n_{i-1} = n - i + 1$.
  - $m_{i-1} \geqslant k \cdot n_{i-1}/2$
  - $\mathbb{P}r[e_i \in K] = \frac{k}{m_{i-1}}$.
- Damit gilt:

$$\mathbb{P}r[e_i \in K \mid \cap_{1 \leqslant j < i} e_j \notin K] = \frac{k}{m_{i-1}}$$

Hilfsaussage

Lemma

$\mathbb{P}r[e_i \notin K \mid \cap_{1\leqslant j<i} e_j \notin K] \geqslant 1 - \frac{2}{n-i+1}$.

Beweis:

- Beachte: jeder Schnitt in H_j entspricht auch einem Schnitt in G.
- Sei $k = |K|$, $n_j = |V(H_j)|$ und $m_j = |E(H_j)|$.
- Es gilt (Beachte: $k \leqslant \delta(H_{i-1})$ (min. Knotengrad)):
  - $n_{i-1} = n - i + 1$.
  - $m_{i-1} \geqslant k \cdot n_{i-1}/2$
  - $\mathbb{P}r[e_i \in K] = \frac{k}{m_{i-1}}$.
- Damit gilt:

$$\mathbb{P}r[e_i \in K \mid \cap_{1\leqslant j<i} e_j \notin K] = \frac{k}{m_{i-1}} \geqslant \frac{2}{n_{i-1}}$$

Hilfsaussage

Lemma

$\mathbb{P}r[e_i \notin K \mid \cap_{1 \leqslant j < i} e_j \notin K] \geqslant 1 - \frac{2}{n-i+1}$.

Beweis:

- Beachte: jeder Schnitt in H_j entspricht auch einem Schnitt in G.
- Sei $k = |K|$, $n_j = |V(H_j)|$ und $m_j = |E(H_j)|$.
- Es gilt (Beachte: $k \leqslant \delta(H_{i-1})$ (min. Knotengrad)):
  - $n_{i-1} = n - i + 1$.
  - $m_{i-1} \geqslant k \cdot n_{i-1}/2$
  - $\mathbb{P}r[e_i \in K] = \frac{k}{m_{i-1}}$.
- Damit gilt:

$$\mathbb{P}r[e_i \in K \mid \cap_{1 \leqslant j < i} e_j \notin K] = \frac{k}{m_{i-1}} \geqslant \frac{2}{n_{i-1}} = \frac{2}{n-i+1}.$$

Hilfsaussage

$n = |V|, m = |E|$

Lemma

$\mathbb{P}r[e_i \notin K \mid \cap_{1\leqslant j<i} e_j \notin K] \geqslant 1 - \frac{2}{n-i+1}$.

Beweis:

- Beachte: jeder Schnitt in H_j entspricht auch einem Schnitt in G.
- Sei $k = |K|$, $n_j = |V(H_j)|$ und $m_j = |E(H_j)|$.
- Es gilt (Beachte: $k \leqslant \delta(H_{i-1})$ (min. Knotengrad)):
  - $n_{i-1} = n - i + 1$.
  - $m_{i-1} \geqslant k \cdot n_{i-1}/2$
  - $\mathbb{P}r[e_i \in K] = \frac{k}{m_{i-1}}$.
- Damit gilt:

$$\mathbb{P}r[e_i \in K \mid \cap_{1\leqslant j<i} e_j \notin K] = \frac{k}{m_{i-1}} \geqslant \frac{2}{n_{i-1}} = \frac{2}{n-i+1}.$$

Verbessern der Erfolgswahrscheinlichkeit

$(1 - 1/x)^x \leqslant 1/e$

- Bei $t \cdot \binom{n}{2}$ Durchläufen ist die Wahrscheinlichkeit den minimalen Schnitt nicht zu finden:

$$\left(1 - \binom{n}{2}^{-1}\right)^{t \cdot \binom{n}{2}} \leqslant (1/e)^t$$

Verbessern der Erfolgswahrscheinlichkeit

$(1-1/x)^x \leqslant 1/e$

- Bei $t \cdot \binom{n}{2}$ Durchläufen ist die Wahrscheinlichkeit den minimalen Schnitt nicht zu finden:

$$\left(1-\binom{n}{2}^{-1}\right)^{t\cdot\binom{n}{2}} \leqslant (1/e)^t$$

- Wir können also die Fehlerwahrscheinlichkeit beliebig klein machen.

Verbessern der Erfolgswahrscheinlichkeit

$(1 - 1/x)^x \leqslant 1/e$

- Bei $t \cdot \binom{n}{2}$ Durchläufen ist die Wahrscheinlichkeit den minimalen Schnitt nicht zu finden:

$$\left(1 - \binom{n}{2}^{-1}\right)^{t \cdot \binom{n}{2}} \leqslant (1/e)^t$$

- Wir können also die Fehlerwahrscheinlichkeit beliebig klein machen.
- Dabei steigt aber die Laufzeit.

Verbessern der Erfolgswahrscheinlichkeit

$(1 - 1/x)^x \leqslant 1/e$

- Bei $t \cdot \binom{n}{2}$ Durchläufen ist die Wahrscheinlichkeit den minimalen Schnitt nicht zu finden:

$$\left(1 - \binom{n}{2}^{-1}\right)^{t \cdot \binom{n}{2}} \leqslant (1/e)^t$$

- Wir können also die Fehlerwahrscheinlichkeit beliebig klein machen.
- Dabei steigt aber die Laufzeit.
- Für konstante Fehlerwahrscheinlichkeit reichen $\binom{n}{2}$ Durchläufe.

Verbessern der Erfolgswahrscheinlichkeit

$(1 - 1/x)^x \leqslant 1/e$

- Bei $t \cdot \binom{n}{2}$ Durchläufen ist die Wahrscheinlichkeit den minimalen Schnitt nicht zu finden:

$$\left(1 - \binom{n}{2}^{-1}\right)^{t \cdot \binom{n}{2}} \leqslant (1/e)^t$$

- Wir können also die Fehlerwahrscheinlichkeit beliebig klein machen.
- Dabei steigt aber die Laufzeit.
- Für konstante Fehlerwahrscheinlichkeit reichen $\binom{n}{2}$ Durchläufe.
- Damit ist die Gesamtlaufzeit $O(n^4)$.

Verbessern der Erfolgswahrscheinlichkeit

$(1 - 1/x)^x \leqslant 1/e$

- Bei $t \cdot \binom{n}{2}$ Durchläufen ist die Wahrscheinlichkeit den minimalen Schnitt nicht zu finden:

$$\left(1 - \binom{n}{2}^{-1}\right)^{t \cdot \binom{n}{2}} \leqslant (1/e)^t$$

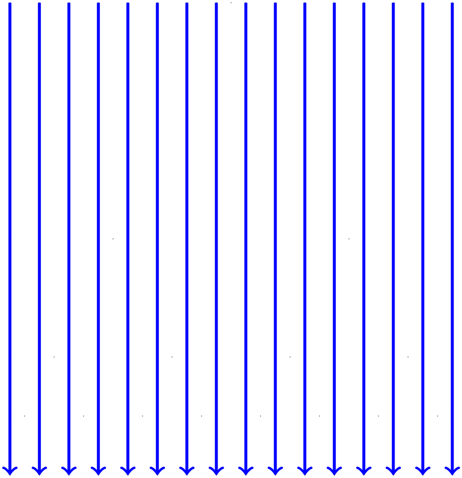
- Wir können also die Fehlerwahrscheinlichkeit beliebig klein machen.
- Dabei steigt aber die Laufzeit.
- Für konstante Fehlerwahrscheinlichkeit reichen $\binom{n}{2}$ Durchläufe.
- Damit ist die Gesamtlaufzeit $O(n^4)$.
- Ist konstante Fehlerwahrscheinlichkeit einmal erreicht, so sinkt diese durch weitere Schritte exponentiell in t.

Verbessern der Erfolgswahrscheinlichkeit

- Bei $t \cdot \binom{n}{2}$ Durchläufen ist die Wahrscheinlichkeit den minimalen Schnitt nicht zu finden:
$$\left(1 - \binom{n}{2}^{-1}\right)^{t \cdot \binom{n}{2}} \leqslant (1/e)^t$$
- Wir können also die Fehlerwahrscheinlichkeit beliebig klein machen.
- Dabei steigt aber die Laufzeit.
- Für konstante Fehlerwahrscheinlichkeit reichen $\binom{n}{2}$ Durchläufe.
- Damit ist die Gesamtlaufzeit $O(n^4)$.
- Ist konstante Fehlerwahrscheinlichkeit einmal erreicht, so sinkt diese durch weitere Schritte exponentiell in t.

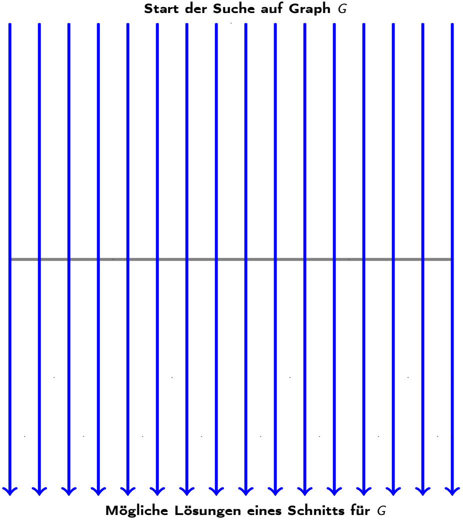
Idee zu FastCut

Start der Suche auf Graph G



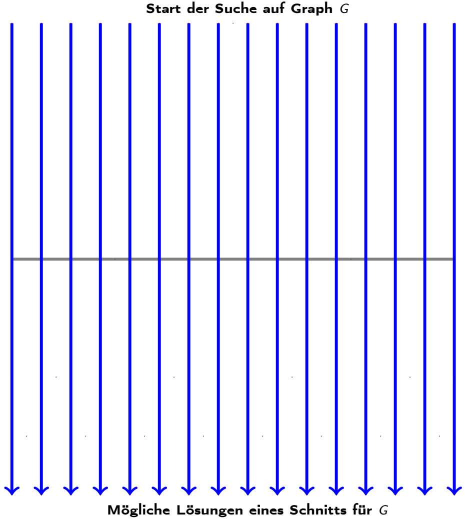
Mögliche Lösungen eines Schnitts für G

Idee zu FastCut



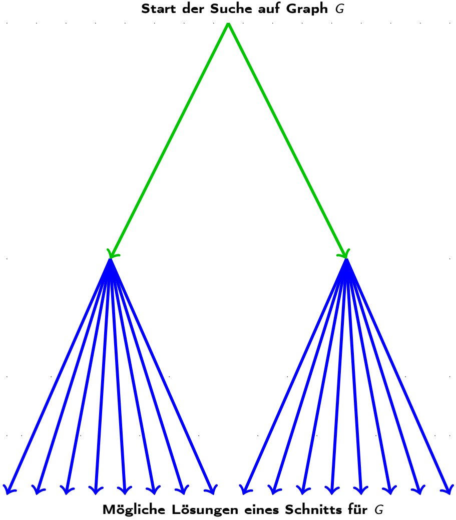
- Bisher wurden viele mögliche Lösungen unabhängig generiert.

Idee zu FastCut



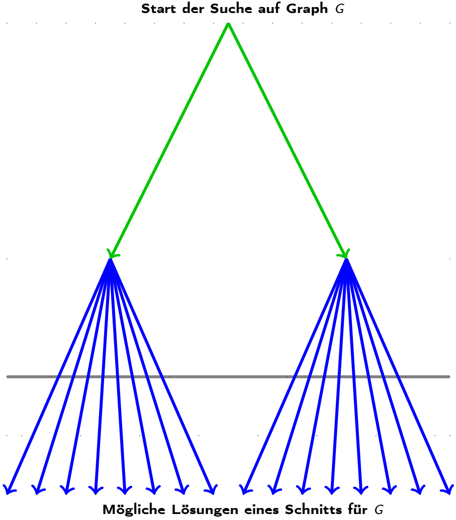
- Bisher wurden viele mögliche Lösungen unabhängig generiert.
- Man könnte die ersten Kontraktionen für mehrere Versuche gleich bestimmen.

Idee zu FastCut



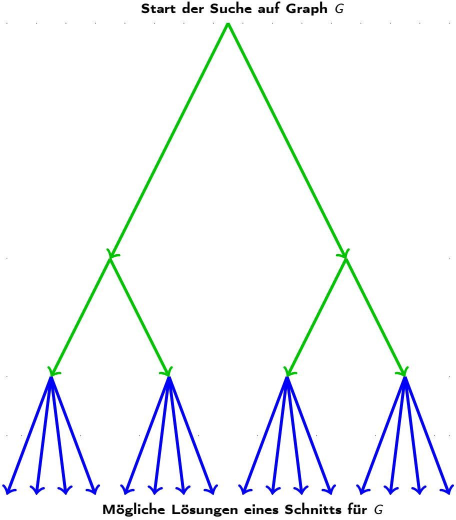
- Bisher wurden viele mögliche Lösungen unabhängig generiert.
- Man könnte die ersten Kontraktionen für mehrere Versuche gleich bestimmen.
- Bestimme zwei Startsequenzen und teile erst danach auf.

Idee zu FastCut



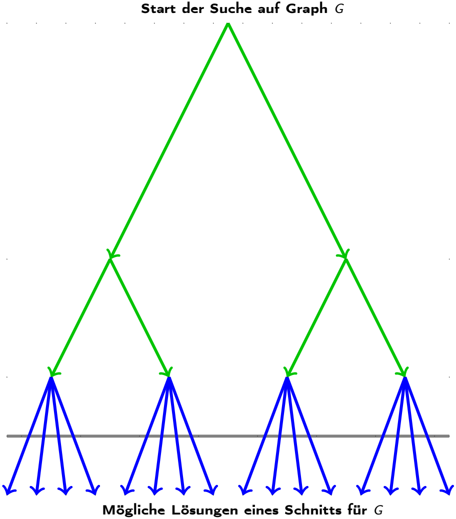
- Bisher wurden viele mögliche Lösungen unabhängig generiert.
- Man könnte die ersten Kontraktionen für mehrere Versuche gleich bestimmen.
- Bestimme zwei Startsequenzen und teile erst danach auf.
- Führe dies dann rekursiv fort.

Idee zu FastCut



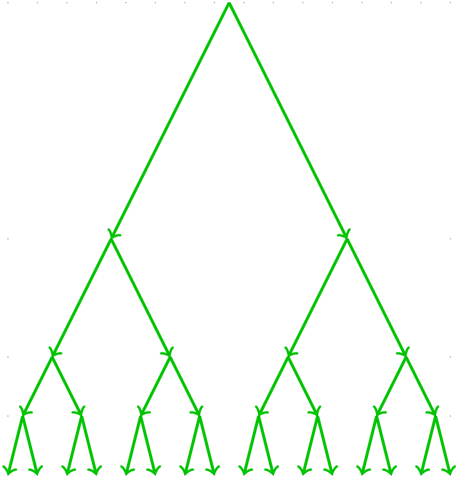
- Bisher wurden viele mögliche Lösungen unabhängig generiert.
- Man könnte die ersten Kontraktionen für mehrere Versuche gleich bestimmen.
- Bestimme zwei Startsequenzen und teile erst danach auf.
- Führe dies dann rekursiv fort.

Idee zu FastCut



- Bisher wurden viele mögliche Lösungen unabhängig generiert.
- Man könnte die ersten Kontraktionen für mehrere Versuche gleich bestimmen.
- Bestimme zwei Startsequenzen und teile erst danach auf.
- Führe dies dann rekursiv fort.

Idee zu FastCut



- Bisher wurden viele mögliche Lösungen unabhängig generiert.
- Man könnte die ersten Kontraktionen für mehrere Versuche gleich bestimmen.
- Bestimme zwei Startsequenzen und teile erst danach auf.
- Führe dies dann rekursiv fort.

Fastcut

- Algorithmus von Karger und Stein (1993):

Fastcut

- Algorithmus von Karger und Stein (1993):
  1. Eingabe: $G = (V, E, c)$ und $c : E \mapsto \mathbb{N}^+$.

Fastcut

- Algorithmus von Karger und Stein (1993):
  1. Eingabe: $G = (V, E, c)$ und $c : E \mapsto \mathbb{N}^+$.
  2. Falls $|V| \leqslant 6$ bestimme optimalen Schnitt C_U und gebe diesen aus.

Fastcut

- Algorithmus von Karger und Stein (1993):
  1. Eingabe: $G = (V, E, c)$ und $c : E \mapsto \mathbb{N}^+$.
  2. Falls $|V| \leqslant 6$ bestimme optimalen Schnitt C_U und gebe diesen aus.
  3. Setze $t = \lceil 1 + n/\sqrt{2} \rceil$.

Fastcut

- Algorithmus von Karger und Stein (1993):
  1. Eingabe: $G = (V, E, c)$ und $c : E \mapsto \mathbb{N}^+$.
  2. Falls $|V| \leqslant 6$ bestimme optimalen Schnitt C_U und gebe diesen aus.
  3. Setze $t = \lceil 1 + n/\sqrt{2} \rceil$.
  4. Setze $H = H' = G$.

Fastcut

- Algorithmus von Karger und Stein (1993):
  1. Eingabe: $G = (V, E, c)$ und $c : E \mapsto \mathbb{N}^+$.
  2. Falls $|V| \leqslant 6$ bestimme optimalen Schnitt C_U und gebe diesen aus.
  3. Setze $t = \lceil 1 + n/\sqrt{2} \rceil$.
  4. Setze $H = H' = G$.
  5. Kontrahiere $n - t$ viele Kanten in H.

Fastcut

- Algorithmus von Karger und Stein (1993):
  1. Eingabe: $G = (V, E, c)$ und $c : E \mapsto \mathbb{N}^+$.
  2. Falls $|V| \leqslant 6$ bestimme optimalen Schnitt C_U und gebe diesen aus.
  3. Setze $t = \lceil 1 + n/\sqrt{2} \rceil$.
  4. Setze $H = H' = G$.
  5. Kontrahiere $n - t$ viele Kanten in H.
  6. Kontrahiere $n - t$ viele Kanten in H'.

Fastcut

- Algorithmus von Karger und Stein (1993):
  1. Eingabe: $G = (V, E, c)$ und $c : E \mapsto \mathbb{N}^+$.
  2. Falls $|V| \leqslant 6$ bestimme optimalen Schnitt C_U und gebe diesen aus.
  3. Setze $t = \lceil 1 + n/\sqrt{2} \rceil$.
  4. Setze $H = H' = G$.
  5. Kontrahiere $n - t$ viele Kanten in H.
  6. Kontrahiere $n - t$ viele Kanten in H'.
  7. Bestimme rekursiv:

Fastcut

- Algorithmus von Karger und Stein (1993):
  1. Eingabe: $G = (V, E, c)$ und $c : E \mapsto \mathbb{N}^+$.
  2. Falls $|V| \leqslant 6$ bestimme optimalen Schnitt C_U und gebe diesen aus.
  3. Setze $t = \lceil 1 + n/\sqrt{2} \rceil$.
  4. Setze $H = H' = G$.
  5. Kontrahiere $n - t$ viele Kanten in H.
  6. Kontrahiere $n - t$ viele Kanten in H'.
  7. Bestimme rekursiv:
     1. $C = \text{Fastcut}(H)$.

Fastcut

- Algorithmus von Karger und Stein (1993):
  1. Eingabe: $G = (V, E, c)$ und $c : E \mapsto \mathbb{N}^+$.
  2. Falls $|V| \leqslant 6$ bestimme optimalen Schnitt C_U und gebe diesen aus.
  3. Setze $t = \lceil 1 + n/\sqrt{2} \rceil$.
  4. Setze $H = H' = G$.
  5. Kontrahiere $n - t$ viele Kanten in H.
  6. Kontrahiere $n - t$ viele Kanten in H'.
  7. Bestimme rekursiv:
     1. $C = \text{Fastcut}(H)$.
     2. $C' = \text{Fastcut}(H')$.

Fastcut

- Algorithmus von Karger und Stein (1993):
  1. Eingabe: $G = (V, E, c)$ und $c : E \mapsto \mathbb{N}^+$.
  2. Falls $|V| \leqslant 6$ bestimme optimalen Schnitt C_U und gebe diesen aus.
  3. Setze $t = \lceil 1 + n/\sqrt{2} \rceil$.
  4. Setze $H = H' = G$.
  5. Kontrahiere $n - t$ viele Kanten in H.
  6. Kontrahiere $n - t$ viele Kanten in H'.
  7. Bestimme rekursiv:
     1. $C = \text{Fastcut}(H)$.
     2. $C' = \text{Fastcut}(H')$.
  8. Gebe den kleineren Schnitt (C oder C') aus.

Fastcut

- Algorithmus von Karger und Stein (1993):
  1. Eingabe: $G = (V, E, c)$ und $c : E \mapsto \mathbb{N}^+$.
  2. Falls $|V| \leqslant 6$ bestimme optimalen Schnitt C_U und gebe diesen aus.
  3. Setze $t = \lceil 1 + n/\sqrt{2} \rceil$.
  4. Setze $H = H' = G$.
  5. Kontrahiere $n - t$ viele Kanten in H.
  6. Kontrahiere $n - t$ viele Kanten in H'.
  7. Bestimme rekursiv:
     1. $C = \text{Fastcut}(H)$.
     2. $C' = \text{Fastcut}(H')$.
  8. Gebe den kleineren Schnitt (C oder C') aus.

Laufzeit

$t = \lceil 1 + n/\sqrt{2} \rceil$

Theorem

Der Algorithmus "Fastcut" hat eine Laufzeit von $O(n^2 \cdot \log n)$.

Beweis (vereinfacht):

Laufzeit

$t = \lceil 1 + n/\sqrt{2} \rceil$

Theorem

Der Algorithmus "Fastcut" hat eine Laufzeit von $O(n^2 \cdot \log n)$.

Beweis (vereinfacht):

Laufzeit

$t = \lceil \mathbf{1} + n/\sqrt{\mathbf{2}} \rceil$

Theorem

Der Algorithmus "Fastcut" hat eine Laufzeit von $O(n^2 \cdot \log n)$.

Beweis (vereinfacht):

- Es gilt folgende vereinfachte Rekursionsgleichung:

$$T(n) = 2 \cdot T(\lceil 1 + n/\sqrt{2} \rceil) + O(n^2),$$

falls $n > 6$ und $T(n) = O(1)$ falls $n \leqslant 6$.

Laufzeit

$t = \lceil \mathbf{1} + n/\sqrt{\mathbf{2}} \rceil$

Theorem

Der Algorithmus "Fastcut" hat eine Laufzeit von $O(n^2 \cdot \log n)$.

Beweis (vereinfacht):

- Es gilt folgende vereinfachte Rekursionsgleichung:

$$T(n) = 2 \cdot T(\lceil 1 + n/\sqrt{2} \rceil) + O(n^2),$$

  falls $n > 6$ und $T(n) = O(1)$ falls $n \leqslant 6$.
- Die Rekursionstiefe ist $D = O(\log n)$, denn die Problemgröße nimmt um konstanten Faktor ab.

Laufzeit

Theorem

Der Algorithmus "Fastcut" hat eine Laufzeit von $O(n^2 \cdot \log n)$.

Beweis (vereinfacht):

- Es gilt folgende vereinfachte Rekursionsgleichung:

$$T(n) = 2 \cdot T(\lceil 1 + n/\sqrt{2} \rceil) + O(n^2),$$

  falls $n > 6$ und $T(n) = O(1)$ falls $n \leqslant 6$.
- Die Rekursionstiefe ist $D = O(\log n)$, denn die Problemgröße nimmt um konstanten Faktor ab.
- Sei $n_l = |V(H)|$ auf Rekursionlevel $l \geqslant 0$.

Laufzeit

Theorem

Der Algorithmus “Fastcut” hat eine Laufzeit von $O(n^2 \cdot \log n)$.

Beweis (vereinfacht):

- Es gilt folgende vereinfachte Rekursionsgleichung:
$$T(n) = 2 \cdot T(\lceil 1 + n/\sqrt{2} \rceil) + O(n^2),$$
falls $n > 6$ und $T(n) = O(1)$ falls $n \leqslant 6$.
- Die Rekursionstiefe ist $D = O(\log n)$, denn die Problemgröße nimmt um konstanten Faktor ab.
- Sei $n_l = |V(H)|$ auf Rekursionlevel $l \geqslant 0$.
- Auf Rekursionstiefe l sind 2^l viele Teilprobleme zu lösen.

Laufzeit

Theorem

Der Algorithmus "Fastcut" hat eine Laufzeit von $O(n^2 \cdot \log n)$.

Beweis (vereinfacht):

- Es gilt folgende vereinfachte Rekursionsgleichung:

$$T(n) = 2 \cdot T(\lceil 1 + n/\sqrt{2} \rceil) + O(n^2),$$

  falls $n > 6$ und $T(n) = O(1)$ falls $n \leqslant 6$.
- Die Rekursionstiefe ist $D = O(\log n)$, denn die Problemgröße nimmt um konstanten Faktor ab.
- Sei $n_l = |V(H)|$ auf Rekursionlevel $l \geqslant 0$.
- Auf Rekursionstiefe l sind 2^l viele Teilprobleme zu lösen.
- Jedes Teilproblem hat eine Größe von $n_l \equiv n/(\sqrt{2})^l$.

Laufzeit

Theorem

Der Algorithmus "Fastcut" hat eine Laufzeit von $O(n^2 \cdot \log n)$.

Beweis (vereinfacht):

- Es gilt folgende vereinfachte Rekursionsgleichung:

$$T(n) = 2 \cdot T(\lceil 1 + n/\sqrt{2} \rceil) + O(n^2),$$

  falls $n > 6$ und $T(n) = O(1)$ falls $n \leqslant 6$.
- Die Rekursionstiefe ist $D = O(\log n)$, denn die Problemgröße nimmt um konstanten Faktor ab.
- Sei $n_l = |V(H)|$ auf Rekursionlevel $l \geqslant 0$.
- Auf Rekursionstiefe l sind 2^l viele Teilprobleme zu lösen.
- Jedes Teilproblem hat eine Größe von $n_l \equiv n/(\sqrt{2})^l$.
- Zeitaufwand für ein Teilproblem: $O(n_l^2) = O(n^2/2^l)$.

Laufzeit

$t = \lceil \mathbf{1} + n/\sqrt{\mathbf{2}} \rceil$

Theorem

Der Algorithmus "Fastcut" hat eine Laufzeit von $O(n^2 \cdot \log n)$.

Beweis (vereinfacht):

- Es gilt folgende vereinfachte Rekursionsgleichung:

$$T(n) = 2 \cdot T(\lceil 1 + n/\sqrt{2} \rceil) + O(n^2),$$

  falls $n > 6$ und $T(n) = O(1)$ falls $n \leqslant 6$.
- Die Rekursionstiefe ist $D = O(\log n)$, denn die Problemgröße nimmt um konstanten Faktor ab.
- Sei $n_l = |V(H)|$ auf Rekursionlevel $l \geqslant 0$.
- Auf Rekursionstiefe l sind 2^l viele Teilprobleme zu lösen.
- Jedes Teilproblem hat eine Größe von $n_l \equiv n/(\sqrt{2})^l$.
- Zeitaufwand für ein Teilproblem: $O(n_l^2) = O(n^2/2^l)$.
- Zeitaufwand innerhalb einer Rekursionstiefe: $2^l \cdot O(n^2/2^l) = O(n^2)$.

Laufzeit

$t = \lceil \mathbf{1} + n/\sqrt{\mathbf{2}} \rceil$

Theorem

Der Algorithmus "Fastcut" hat eine Laufzeit von $O(n^2 \cdot \log n)$.

Beweis (vereinfacht):

- Es gilt folgende vereinfachte Rekursionsgleichung:

$$T(n) = 2 \cdot T(\lceil 1 + n/\sqrt{2} \rceil) + O(n^2),$$

  falls $n > 6$ und $T(n) = O(1)$ falls $n \leqslant 6$.
- Die Rekursionstiefe ist $D = O(\log n)$, denn die Problemgröße nimmt um konstanten Faktor ab.
- Sei $n_l = |V(H)|$ auf Rekursionlevel $l \geqslant 0$.
- Auf Rekursionstiefe l sind 2^l viele Teilprobleme zu lösen.
- Jedes Teilproblem hat eine Größe von $n_l \equiv n/(\sqrt{2})^l$.
- Zeitaufwand für ein Teilproblem: $O(n_l^2) = O(n^2/2^l)$.
- Zeitaufwand innerhalb einer Rekursionstiefe: $2^l \cdot O(n^2/2^l) = O(n^2)$.
- Gesamtzeitaufwand: $O(n^2 \cdot \log n)$.

Laufzeit

Theorem

Der Algorithmus "Fastcut" hat eine Laufzeit von $O(n^2 \cdot \log n)$.

Beweis (vereinfacht):

- Es gilt folgende vereinfachte Rekursionsgleichung:

$$T(n) = 2 \cdot T(\lceil 1 + n/\sqrt{2} \rceil) + O(n^2),$$

  falls $n > 6$ und $T(n) = O(1)$ falls $n \leqslant 6$.
- Die Rekursionstiefe ist $D = O(\log n)$, denn die Problemgröße nimmt um konstanten Faktor ab.
- Sei $n_l = |V(H)|$ auf Rekursionlevel $l \geqslant 0$.
- Auf Rekursionstiefe l sind 2^l viele Teilprobleme zu lösen.
- Jedes Teilproblem hat eine Größe von $n_l \equiv n/(\sqrt{2})^l$.
- Zeitaufwand für ein Teilproblem: $O(n_l^2) = O(n^2/2^l)$.
- Zeitaufwand innerhalb einer Rekursionstiefe: $2^l \cdot O(n^2/2^l) = O(n^2)$.
- Gesamtzeitaufwand: $O(n^2 \cdot \log n)$.

Beweis

$t = \lceil \mathbf{1} + n/\sqrt{\mathbf{2}} \rceil$, $D = O(\log n)$

- Zeige per Induktion:

$$n_l \leqslant n \cdot 2^{-l/2} + 2 \cdot \sum_{i=0}^{l-1} 2^{-i/2}.$$

Beweis

$t = \lceil \mathbf{1} + n/\sqrt{\mathbf{2}} \rceil$, $D = O(\log n)$

- Zeige per Induktion:

$$n_l \leqslant n \cdot 2^{-l/2} + 2 \cdot \sum_{i=0}^{l-1} 2^{-i/2}.$$

- Zeige danach: $n_l \leqslant n \cdot 2^{-l/2} + 6.83.$

Beweis

$t = \lceil \mathbf{1} + n/\sqrt{\mathbf{2}} \rceil$, $D = O(\log n)$

- Zeige per Induktion:

$$n_l \leqslant n \cdot 2^{-l/2} + 2 \cdot \sum_{i=0}^{l-1} 2^{-i/2}.$$

- Zeige danach: $n_l \leqslant n \cdot 2^{-l/2} + 6.83$.
- Zum Rekursionsende gilt: $n_l \leqslant 6$.

Beweis

- Zeige per Induktion:

$$n_l \leqslant n \cdot 2^{-l/2} + 2 \cdot \sum_{i=0}^{l-1} 2^{-i/2}.$$

- Zeige danach: $n_l \leqslant n \cdot 2^{-l/2} + 6.83$.
- Zum Rekursionsende gilt: $n_l \leqslant 6$.
- Löse $n \cdot 2^{-l/2} + 6.83 \geqslant 7$ nach l auf.

Beweis

$t = \lceil \mathbf{1} + n/\sqrt{\mathbf{2}} \rceil$, $D = O(\log n)$

- Zeige per Induktion:

$$n_l \leqslant n \cdot 2^{-l/2} + 2 \cdot \sum_{i=0}^{l-1} 2^{-i/2}.$$

- Zeige danach: $n_l \leqslant n \cdot 2^{-l/2} + 6.83$.
- Zum Rekursionsende gilt: $n_l \leqslant 6$.
- Löse $n \cdot 2^{-l/2} + 6.83 \geqslant 7$ nach l auf.
- Zeige dann: $l \leqslant 2 \cdot \log_2 n + 5.12$.

Beweis

$t = \lceil \mathbf{1} + n/\sqrt{\mathbf{2}} \rceil$, $D = O(\log n)$

- Zeige per Induktion:

$$n_l \leqslant n \cdot 2^{-l/2} + 2 \cdot \sum_{i=0}^{l-1} 2^{-i/2}.$$

- Zeige danach: $n_l \leqslant n \cdot 2^{-l/2} + 6.83$.
- Zum Rekursionsende gilt: $n_l \leqslant 6$.
- Löse $n \cdot 2^{-l/2} + 6.83 \geqslant 7$ nach l auf.
- Zeige dann: $l \leqslant 2 \cdot \log_2 n + 5.12$.
- Damit ist die Rekursionstiefe: $D = 2 \cdot \log_2 n + O(1)$.

Beweis

$t = \lceil \mathbf{1} + n/\sqrt{\mathbf{2}} \rceil$, $D = O(\log n)$

- Zeige per Induktion:

$$n_l \leqslant n \cdot 2^{-l/2} + 2 \cdot \sum_{i=0}^{l-1} 2^{-i/2}.$$

- Zeige danach: $n_l \leqslant n \cdot 2^{-l/2} + 6.83$.
- Zum Rekursionsende gilt: $n_l \leqslant 6$.
- Löse $n \cdot 2^{-l/2} + 6.83 \geqslant 7$ nach l auf.
- Zeige dann: $l \leqslant 2 \cdot \log_2 n + 5.12$.
- Damit ist die Rekursionstiefe: $D = 2 \cdot \log_2 n + O(1)$.
- Zeige: $2^l \cdot O(n_l^2) = O(n^2)$.

Beweis

- Zeige per Induktion:

$$n_l \leqslant n \cdot 2^{-l/2} + 2 \cdot \sum_{i=0}^{l-1} 2^{-i/2}.$$

- Zeige danach: $n_l \leqslant n \cdot 2^{-l/2} + 6.83$.
- Zum Rekursionsende gilt: $n_l \leqslant 6$.
- Löse $n \cdot 2^{-l/2} + 6.83 \geqslant 7$ nach l auf.
- Zeige dann: $l \leqslant 2 \cdot \log_2 n + 5.12$.
- Damit ist die Rekursionstiefe: $D = 2 \cdot \log_2 n + O(1)$.
- Zeige: $2^l \cdot O(n_l^2) = O(n^2)$.
- Danach ist dann der Gesamtzeitaufwand: $O(n^2 \cdot \log n)$.

Beweis

$t = \lceil \mathbf{1} + n/\sqrt{\mathbf{2}} \rceil$, $D = O(\log n)$

- Zeige per Induktion:

$$n_l \leqslant n \cdot 2^{-l/2} + 2 \cdot \sum_{i=0}^{l-1} 2^{-i/2}.$$

- Zeige danach: $n_l \leqslant n \cdot 2^{-l/2} + 6.83$.
- Zum Rekursionsende gilt: $n_l \leqslant 6$.
- Löse $n \cdot 2^{-l/2} + 6.83 \geqslant 7$ nach l auf.
- Zeige dann: $l \leqslant 2 \cdot \log_2 n + 5.12$.
- Damit ist die Rekursionstiefe: $D = 2 \cdot \log_2 n + O(1)$.
- Zeige: $2^l \cdot O(n_l^2) = O(n^2)$.
- Danach ist dann der Gesamtzeitaufwand: $O(n^2 \cdot \log n)$.

Fehlerwahrscheinlichkeit

$t = \lceil \mathbf{1} + n/\sqrt{\mathbf{2}} \rceil$, $D = O(\log n)$

Theorem

Der Algorithmus "Fastcut" berechnet einen minimalen Schnitt mit Wahrscheinlichkeit $\Omega(1/\log n)$.

Beweis (vereinfacht):

Fehlerwahrscheinlichkeit

$t = \lceil \mathbf{1} + n/\sqrt{\mathbf{2}} \rceil$, $D = O(\log n)$

Theorem

Der Algorithmus "Fastcut" berechnet einen minimalen Schnitt mit Wahrscheinlichkeit $\Omega(1/\log n)$.

Beweis (vereinfacht):

Fehlerwahrscheinlichkeit

$t = \lceil \mathbf{1} + n/\sqrt{\mathbf{2}} \rceil$, $D = O(\log n)$

Theorem

Der Algorithmus "Fastcut" berechnet einen minimalen Schnitt mit Wahrscheinlichkeit $\Omega(1/\log n)$.

Beweis (vereinfacht):

- Sei K ein minimaler Schnitt in G.

Fehlerwahrscheinlichkeit

$t = \lceil \mathbf{1} + n/\sqrt{\mathbf{2}} \rceil$, $D = O(\log n)$

Theorem

Der Algorithmus "Fastcut" berechnet einen minimalen Schnitt mit Wahrscheinlichkeit $\Omega(1/\log n)$.

Beweis (vereinfacht):

- Sei K ein minimaler Schnitt in G.
- Die Wahrscheinlichkeit, dass K eine Kontraktionsfolge der Länge $n-t$ überlebt, ist mindestens:

$$\prod_{1 \leqslant i \leqslant n-t} \left(1 - \frac{2}{n-i+1}\right)$$

Fehlerwahrscheinlichkeit

Theorem

Der Algorithmus "Fastcut" berechnet einen minimalen Schnitt mit Wahrscheinlichkeit $\Omega(1/\log n)$.

Beweis (vereinfacht):

- Sei K ein minimaler Schnitt in G.
- Die Wahrscheinlichkeit, dass K eine Kontraktionsfolge der Länge $n-t$ überlebt, ist mindestens:

$$\prod_{1 \leqslant i \leqslant n-t} \left(1 - \frac{2}{n-i+1}\right) \quad = \quad \prod_{1 \leqslant i \leqslant n-t} \frac{n-i-1}{n-i+1}$$

Fehlerwahrscheinlichkeit

Theorem

Der Algorithmus "Fastcut" berechnet einen minimalen Schnitt mit Wahrscheinlichkeit $\Omega(1/\log n)$.

Beweis (vereinfacht):

- Sei K ein minimaler Schnitt in G.
- Die Wahrscheinlichkeit, dass K eine Kontraktionsfolge der Länge $n-t$ überlebt, ist mindestens:

$$\begin{aligned}\prod_{1 \leqslant i \leqslant n-t}\left(1-\frac{2}{n-i+1}\right) &= \prod_{1 \leqslant i \leqslant n-t}\frac{n-i-1}{n-i+1}\\ &= \frac{n-2}{n}\cdot\frac{n-3}{n-1}\cdot\frac{n-4}{n-2}\cdot\ldots\cdot\frac{t}{t+2}\cdot\frac{t-1}{t+1}\end{aligned}$$

Fehlerwahrscheinlichkeit

$t = \lceil \mathbf{1} + n/\sqrt{\mathbf{2}} \rceil,\ D = O(\log n)$

Theorem

Der Algorithmus “Fastcut” berechnet einen minimalen Schnitt mit Wahrscheinlichkeit $\Omega(1/\log n)$.

Beweis (vereinfacht):

- Sei K ein minimaler Schnitt in G.
- Die Wahrscheinlichkeit, dass K eine Kontraktionsfolge der Länge $n-t$ überlebt, ist mindestens:

$$\begin{aligned}\prod_{1\leqslant i\leqslant n-t}\left(1-\frac{2}{n-i+1}\right) &= \prod_{1\leqslant i\leqslant n-t}\frac{n-i-1}{n-i+1}\\ &= \frac{n-2}{n}\cdot\frac{n-3}{n-1}\cdot\frac{n-4}{n-2}\cdot\ldots\cdot\frac{t}{t+2}\cdot\frac{t-1}{t+1}\\ &= \frac{t\cdot(t-1)}{n\cdot(n-1)}\end{aligned}$$

Fehlerwahrscheinlichkeit

$t = \lceil \mathbf{1} + n/\sqrt{\mathbf{2}} \rceil$, $D = O(\log n)$

Theorem

Der Algorithmus "Fastcut" berechnet einen minimalen Schnitt mit Wahrscheinlichkeit $\Omega(1/\log n)$.

Beweis (vereinfacht):

- Sei K ein minimaler Schnitt in G.
- Die Wahrscheinlichkeit, dass K eine Kontraktionsfolge der Länge $n - t$ überlebt, ist mindestens:

$$\begin{aligned}
\prod_{1 \leqslant i \leqslant n-t} \left(1 - \frac{2}{n-i+1}\right) &= \prod_{1 \leqslant i \leqslant n-t} \frac{n-i-1}{n-i+1} \\
&= \frac{n-2}{n} \cdot \frac{n-3}{n-1} \cdot \frac{n-4}{n-2} \cdot \ldots \cdot \frac{t}{t+2} \cdot \frac{t-1}{t+1} \\
&= \frac{t \cdot (t-1)}{n \cdot (n-1)} \\
&= \frac{\lceil 1+n/\sqrt{2} \rceil \cdot \lceil n/\sqrt{2} \rceil}{n \cdot (n-1)}
\end{aligned}$$

Fehlerwahrscheinlichkeit

Theorem

Der Algorithmus "Fastcut" berechnet einen minimalen Schnitt mit Wahrscheinlichkeit $\Omega(1/\log n)$.

Beweis (vereinfacht):

- Sei K ein minimaler Schnitt in G.
- Die Wahrscheinlichkeit, dass K eine Kontraktionsfolge der Länge $n-t$ überlebt, ist mindestens:

$$\begin{aligned}
\prod_{1 \leqslant i \leqslant n-t} \left(1 - \frac{2}{n-i+1}\right) &= \prod_{1 \leqslant i \leqslant n-t} \frac{n-i-1}{n-i+1} \\
&= \frac{n-2}{n} \cdot \frac{n-3}{n-1} \cdot \frac{n-4}{n-2} \cdot \ldots \cdot \frac{t}{t+2} \cdot \frac{t-1}{t+1} \\
&= \frac{t \cdot (t-1)}{n \cdot (n-1)} \\
&= \frac{\lceil 1+n/\sqrt{2} \rceil \cdot \lceil n/\sqrt{2} \rceil}{n \cdot (n-1)} \\
&\geqslant \frac{1}{2}.
\end{aligned}$$

Fehlerwahrscheinlichkeit

Theorem

Der Algorithmus "Fastcut" berechnet einen minimalen Schnitt mit Wahrscheinlichkeit $\Omega(1/\log n)$.

Beweis (vereinfacht):

- Sei K ein minimaler Schnitt in G.
- Die Wahrscheinlichkeit, dass K eine Kontraktionsfolge der Länge $n-t$ überlebt, ist mindestens:

$$\begin{aligned}
\prod_{1\leqslant i\leqslant n-t}\left(1-\frac{2}{n-i+1}\right) &= \prod_{1\leqslant i\leqslant n-t}\frac{n-i-1}{n-i+1}\\
&= \frac{n-2}{n}\cdot\frac{n-3}{n-1}\cdot\frac{n-4}{n-2}\cdot\ldots\cdot\frac{t}{t+2}\cdot\frac{t-1}{t+1}\\
&= \frac{t\cdot(t-1)}{n\cdot(n-1)}\\
&= \frac{\lceil 1+n/\sqrt{2}\rceil\cdot\lceil n/\sqrt{2}\rceil}{n\cdot(n-1)}\\
&\geqslant \frac{1}{2}.
\end{aligned}$$

- Die Wahrscheinlichkeit, dass H (resp. H') den gleichen minimalen Schnitt wie G hat, ist mindestens $1/2$.

Fehlerwahrscheinlichkeit

$t = \lceil \mathbf{1} + n/\sqrt{\mathbf{2}} \rceil$, $D = O(\log n)$

Theorem

Der Algorithmus “Fastcut” berechnet einen minimalen Schnitt mit Wahrscheinlichkeit $\Omega(1/\log n)$.

Beweis (vereinfacht):

- Sei K ein minimaler Schnitt in G.
- Die Wahrscheinlichkeit, dass K eine Kontraktionsfolge der Länge $n-t$ überlebt, ist mindestens:

$$\begin{array}{rcl}
\prod_{1\leqslant i\leqslant n-t}(1-\frac{2}{n-i+1}) & = & \prod_{1\leqslant i\leqslant n-t}\frac{n-i-1}{n-i+1} \\
 & = & \frac{n-2}{n}\cdot\frac{n-3}{n-1}\cdot\frac{n-4}{n-2}\cdot\ldots\cdot\frac{t}{t+2}\cdot\frac{t-1}{t+1} \\
 & = & \frac{t\cdot(t-1)}{n\cdot(n-1)} \\
 & = & \frac{\lceil 1+n/\sqrt{2}\rceil\cdot\lceil n/\sqrt{2}\rceil}{n\cdot(n-1)} \\
 & \geqslant & \frac{1}{2}.
\end{array}$$

- Die Wahrscheinlichkeit, dass H (resp. H') den gleichen minimalen Schnitt wie G hat, ist mindestens $1/2$.

Beweis

$t = \lceil \mathbf{1} + n/\sqrt{\mathbf{2}} \rceil$, $D = O(\log n)$

- Fastcut heißt erfolgreich, falls er einen minimalen Schnitt berechnet.

Beweis

$t = \lceil \mathbf{1} + n/\sqrt{\mathbf{2}} \rceil$, $D = O(\log n)$

- Fastcut heißt erfolgreich, falls er einen minimalen Schnitt berechnet.
- Sei k die Größe des minimalen Schnitts von G.

Beweis

$t = \lceil \mathbf{1} + n/\sqrt{\mathbf{2}} \rceil$, $D = O(\log n)$

- Fastcut heißt erfolgreich, falls er einen minimalen Schnitt berechnet.
- Sei k die Größe des minimalen Schnitts von G.
- Fastcut(G) ist erfolgreich falls:

Beweis

$t = \lceil 1 + n/\sqrt{2} \rceil$, $D = O(\log n)$

- Fastcut heißt erfolgreich, falls er einen minimalen Schnitt berechnet.
- Sei k die Größe des minimalen Schnitts von G.
- Fastcut(G) ist erfolgreich falls:
  - A: H hat min. Schnitt der Größe k und Fastcut(H) ist erfolgreich.

Beweis

$t = \lceil \mathbf{1} + n/\sqrt{\mathbf{2}} \rceil$, $D = O(\log n)$

- Fastcut heißt erfolgreich, falls er einen minimalen Schnitt berechnet.
- Sei k die Größe des minimalen Schnitts von G.
- Fastcut(G) ist erfolgreich falls:
  - A: H hat min. Schnitt der Größe k und Fastcut(H) ist erfolgreich.
  - B: H' hat min. Schnitt der Größe k und Fastcut(H') ist erfolgreich.

Beweis

$t = \lceil \mathbf{1} + n/\sqrt{\mathbf{2}} \rceil$, $D = O(\log n)$

- Fastcut heißt erfolgreich, falls er einen minimalen Schnitt berechnet.
- Sei k die Größe des minimalen Schnitts von G.
- Fastcut(G) ist erfolgreich falls:
  - A: H hat min. Schnitt der Größe k und Fastcut(H) ist erfolgreich.
  - B: H' hat min. Schnitt der Größe k und Fastcut(H') ist erfolgreich.
- Für G' sei $P(G')$ die Wahrscheinlichkeit, dass Fastcut(G') erfolgreich.

Beweis

- Fastcut heißt erfolgreich, falls er einen minimalen Schnitt berechnet.
- Sei k die Größe des minimalen Schnitts von G.
- Fastcut(G) ist erfolgreich falls:
  - A: H hat min. Schnitt der Größe k und Fastcut(H) ist erfolgreich.
  - B: H' hat min. Schnitt der Größe k und Fastcut(H') ist erfolgreich.
- Für G' sei $P(G')$ die Wahrscheinlichkeit, dass Fastcut(G') erfolgreich.
- Damit ist die Wahrscheinlichkeit, dass (A) eintritt mindestens $1/2 \cdot P(H)$.

Beweis

$t = \lceil \mathbf{1} + n/\sqrt{\mathbf{2}} \rceil$, $D = O(\log n)$

- Fastcut heißt erfolgreich, falls er einen minimalen Schnitt berechnet.
- Sei k die Größe des minimalen Schnitts von G.
- Fastcut(G) ist erfolgreich falls:
  - A: H hat min. Schnitt der Größe k und Fastcut(H) ist erfolgreich.
  - B: H' hat min. Schnitt der Größe k und Fastcut(H') ist erfolgreich.
- Für G' sei $P(G')$ die Wahrscheinlichkeit, dass Fastcut(G') erfolgreich.
- Damit ist die Wahrscheinlichkeit, dass (A) eintritt mindestens $1/2 \cdot P(H)$.
- Damit ist die Wahrscheinlichkeit, dass (A) nicht eintritt höchstens $1 - 1/2 \cdot P(H)$.

Beweis

$t = \lceil \mathbf{1} + n/\sqrt{\mathbf{2}} \rceil$, $D = O(\log n)$

- Fastcut heißt erfolgreich, falls er einen minimalen Schnitt berechnet.
- Sei k die Größe des minimalen Schnitts von G.
- Fastcut(G) ist erfolgreich falls:
  - A: H hat min. Schnitt der Größe k und Fastcut(H) ist erfolgreich.
  - B: H' hat min. Schnitt der Größe k und Fastcut(H') ist erfolgreich.
- Für G' sei $P(G')$ die Wahrscheinlichkeit, dass Fastcut(G') erfolgreich.
- Damit ist die Wahrscheinlichkeit, dass (A) eintritt mindestens $1/2 \cdot P(H)$.
- Damit ist die Wahrscheinlichkeit, dass (A) nicht eintritt höchstens $1 - 1/2 \cdot P(H)$.
- Damit ist die Wahrscheinlichkeit, dass Fastcut(G) erfolgreich:

$$P(G) \geqslant 1 - (1 - P(H)/2) \cdot (1 - P(H')/2).$$

Beweis

$t = \lceil \mathbf{1} + n/\sqrt{\mathbf{2}} \rceil$, $D = O(\log n)$

- Fastcut heißt erfolgreich, falls er einen minimalen Schnitt berechnet.
- Sei k die Größe des minimalen Schnitts von G.
- Fastcut(G) ist erfolgreich falls:
  A: H hat min. Schnitt der Größe k und Fastcut(H) ist erfolgreich.
  B: H' hat min. Schnitt der Größe k und Fastcut(H') ist erfolgreich.
- Für G' sei $P(G')$ die Wahrscheinlichkeit, dass Fastcut(G') erfolgreich.
- Damit ist die Wahrscheinlichkeit, dass (A) eintritt mindestens $1/2 \cdot P(H)$.
- Damit ist die Wahrscheinlichkeit, dass (A) nicht eintritt höchstens $1 - 1/2 \cdot P(H)$.
- Damit ist die Wahrscheinlichkeit, dass Fastcut(G) erfolgreich:

$$P(G) \geqslant 1 - (1 - P(H)/2) \cdot (1 - P(H')/2).$$

Beweis

$t = \lceil 1 + n/\sqrt{2} \rceil$, $D = O(\log n)$, $P(G) \geqslant 1 - (1 - P(H)/2) \cdot (1 - P(H')/2)$

- Die Rekursionstiefe ist $D = O(\log n)$.

Beweis

$t = \lceil 1 + n/\sqrt{2} \rceil$, $D = O(\log n)$, $P(G) \geqslant 1 - (1 - P(H)/2) \cdot (1 - P(H')/2)$

- Die Rekursionstiefe ist $D = O(\log n)$.
- Sei $p(t)$ die Wahrscheinlichkeit, dass Fastcut auf Tiefe t erfolgreich ist.

Beweis

$t = \lceil 1 + n/\sqrt{2} \rceil$, $D = O(\log n)$, $P(G) \geqslant 1 - (1 - P(H)/2) \cdot (1 - P(H')/2)$

- Die Rekursionstiefe ist $D = O(\log n)$.
- Sei $p(t)$ die Wahrscheinlichkeit, dass Fastcut auf Tiefe t erfolgreich ist.
- Dann gilt:
  $$p(t) \geqslant 1 - (1 - p(t-1)/2)^2$$
  falls $t \geqslant 1$ und $p(0) = 1$.

Beweis

$t = \lceil 1 + n/\sqrt{2} \rceil$, $D = O(\log n)$, $P(G) \geqslant 1 - (1 - P(H)/2) \cdot (1 - P(H')/2)$

- Die Rekursionstiefe ist $D = O(\log n)$.
- Sei $p(t)$ die Wahrscheinlichkeit, dass Fastcut auf Tiefe t erfolgreich ist.
- Dann gilt:
$$p(t) \geqslant 1 - (1 - p(t-1)/2)^2$$
falls $t \geqslant 1$ und $p(0) = 1$.
- Falls $p(t) \geqslant \frac{1}{t+1}$ gilt, so folgt:

Beweis

- Die Rekursionstiefe ist $D = O(\log n)$.
- Sei $p(t)$ die Wahrscheinlichkeit, dass Fastcut auf Tiefe t erfolgreich ist.
- Dann gilt:
  $$p(t) \geqslant 1 - (1 - p(t-1)/2)^2$$
  falls $t \geqslant 1$ und $p(0) = 1$.
- Falls $p(t) \geqslant \frac{1}{t+1}$ gilt, so folgt:
- $P(G) = p(D) \geqslant \frac{1}{D+1} = \Omega(\frac{1}{\log n})$.

Beweis

$t = \lceil 1 + n/\sqrt{2} \rceil$, $D = O(\log n)$, $P(G) \geqslant 1 - (1 - P(H)/2) \cdot (1 - P(H')/2)$

- Die Rekursionstiefe ist $D = O(\log n)$.
- Sei $p(t)$ die Wahrscheinlichkeit, dass Fastcut auf Tiefe t erfolgreich ist.
- Dann gilt:
$$p(t) \geqslant 1 - (1 - p(t-1)/2)^2$$
falls $t \geqslant 1$ und $p(0) = 1$.
- Falls $p(t) \geqslant \frac{1}{t+1}$ gilt, so folgt:
- $P(G) = p(D) \geqslant \frac{1}{D+1} = \Omega(\frac{1}{\log n})$.

Beweis

$t = \lceil 1 + n/\sqrt{2} \rceil$, $D = O(\log n)$, $P(G) \geqslant 1 - (1 - P(H)/2) \cdot (1 - P(H')/2)$

- Zeige nun $p(t) \geqslant \frac{1}{t+1}$ per Induktion:

$$p(t) \quad \geqslant \quad 1 - (1 - p(t-1)/2)^2$$

Beweis

$t = \lceil 1 + n/\sqrt{2} \rceil$, $D = O(\log n)$, $P(G) \geqslant 1 - (1 - P(H)/2) \cdot (1 - P(H')/2)$

- Zeige nun $p(t) \geqslant \frac{1}{t+1}$ per Induktion:

$$p(t) \geqslant 1 - (1 - p(t-1)/2)^2$$

Beweis

$t = \lceil \mathbf{1} + n/\sqrt{\mathbf{2}} \rceil$, $D = O(\log n)$, $P(G) \geqslant \mathbf{1} - (\mathbf{1} - P(H)/\mathbf{2}) \cdot (\mathbf{1} - P(H')/\mathbf{2})$

- Zeige nun $p(t) \geqslant \frac{1}{t+1}$ per Induktion:

$$\begin{aligned} p(t) &\geqslant 1 - (1 - p(t-1)/2)^2 \\ &\geqslant 1 - (1 - \tfrac{1}{2 \cdot t})^2 \end{aligned}$$

Beweis

$t = \lceil 1 + n/\sqrt{2} \rceil$, $D = O(\log n)$, $P(G) \geqslant 1 - (1 - P(H)/2) \cdot (1 - P(H')/2)$

- Zeige nun $p(t) \geqslant \frac{1}{t+1}$ per Induktion:

$$\begin{aligned} p(t) &\geqslant 1-(1-p(t-1)/2)^2 \\ &\geqslant 1-(1-\tfrac{1}{2\cdot t})^2 \\ &= \tfrac{1}{t}-\tfrac{1}{4\cdot t^2} \end{aligned}$$

Beweis

$t = \lceil 1 + n/\sqrt{2} \rceil$, $D = O(\log n)$, $P(G) \geqslant 1 - (1 - P(H)/2) \cdot (1 - P(H')/2)$

- Zeige nun $p(t) \geqslant \frac{1}{t+1}$ per Induktion:

$$\begin{aligned} p(t) &\geqslant 1 - (1 - p(t-1)/2)^2 \\ &\geqslant 1 - (1 - \tfrac{1}{2 \cdot t})^2 \\ &= \tfrac{1}{t} - \tfrac{1}{4 \cdot t^2} \\ &= \tfrac{4 \cdot t - 1}{4 \cdot t^2} \end{aligned}$$

Beweis

$t = \lceil 1 + n/\sqrt{2} \rceil$, $D = O(\log n)$, $P(G) \geqslant 1 - (1 - P(H)/2) \cdot (1 - P(H')/2)$

- Zeige nun $p(t) \geqslant \frac{1}{t+1}$ per Induktion:

$$
\begin{aligned}
p(t) &\geqslant 1 - (1 - p(t-1)/2)^2 \\
&\geqslant 1 - (1 - \tfrac{1}{2\cdot t})^2 \\
&= \tfrac{1}{t} - \tfrac{1}{4\cdot t^2} \\
&= \tfrac{4\cdot t - 1}{4\cdot t^2} \\
&= \tfrac{(4\cdot t-1)(t+1)}{4\cdot t^2} \cdot \tfrac{1}{t+1}
\end{aligned}
$$

Beweis

$t = \lceil 1 + n/\sqrt{2} \rceil$, $D = O(\log n)$, $P(G) \geqslant 1 - (1 - P(H)/2) \cdot (1 - P(H')/2)$

- Zeige nun $p(t) \geqslant \frac{1}{t+1}$ per Induktion:

$$\begin{aligned}
p(t) &\geqslant 1 - (1 - p(t-1)/2)^2 \\
&\geqslant 1 - (1 - \tfrac{1}{2 \cdot t})^2 \\
&= \frac{1}{t} - \frac{1}{4 \cdot t^2} \\
&= \frac{4 \cdot t - 1}{4 \cdot t^2} \\
&= \frac{(4 \cdot t - 1)(t+1)}{4 \cdot t^2} \cdot \frac{1}{t+1} \\
&= \frac{4 \cdot t^2 + 4 \cdot t - t - 1}{4 \cdot t^2} \cdot \frac{1}{t+1}
\end{aligned}$$

Beweis

$t = \lceil 1 + n/\sqrt{2} \rceil$, $D = O(\log n)$, $P(G) \geqslant 1 - (1 - P(H)/2) \cdot (1 - P(H')/2)$

- Zeige nun $p(t) \geqslant \frac{1}{t+1}$ per Induktion:

$$\begin{aligned}
p(t) &\geqslant 1 - (1 - p(t-1)/2)^2 \\
&\geqslant 1 - (1 - \tfrac{1}{2 \cdot t})^2 \\
&= \tfrac{1}{t} - \tfrac{1}{4 \cdot t^2} \\
&= \tfrac{4 \cdot t - 1}{4 \cdot t^2} \\
&= \tfrac{(4 \cdot t - 1)(t+1)}{4 \cdot t^2} \cdot \tfrac{1}{t+1} \\
&= \tfrac{4 \cdot t^2 + 4 \cdot t - t - 1}{4 \cdot t^2} \cdot \tfrac{1}{t+1} \\
&\geqslant \tfrac{1}{t+1}
\end{aligned}$$

Zusammenfassung

$t = \lceil 1 + n/\sqrt{2} \rceil$, $D = O(\log n)$, $P(G) \geqslant 1 - (1 - P(H)/2) \cdot (1 - P(H')/2)$

- Bisher:

Zusammenfassung

$t = \lceil 1 + n/\sqrt{2} \rceil$, $D = O(\log n)$, $P(G) \geqslant 1 - (1 - P(H)/2) \cdot (1 - P(H')/2)$

- Bisher:
  - Laufzeit $O(n^2 \cdot \log n)$.

Zusammenfassung

$t = \lceil \mathbf{1} + n/\sqrt{\mathbf{2}} \rceil$, $D = O(\log n)$, $P(G) \geqslant \mathbf{1} - (\mathbf{1} - P(H)/\mathbf{2}) \cdot (\mathbf{1} - P(H')/\mathbf{2})$

- Bisher:
  - Laufzeit $O(n^2 \cdot \log n)$.
  - Erfolgswahrscheinlichkeit: $\Omega(1/\log n)$.

Zusammenfassung

$t = \lceil 1 + n/\sqrt{2} \rceil$, $D = O(\log n)$, $P(G) \geqslant 1 - (1 - P(H)/2) \cdot (1 - P(H')/2)$

- Bisher:
  - Laufzeit $O(n^2 \cdot \log n)$.
  - Erfolgswahrscheinlichkeit: $\Omega(1/\log n)$.
- Nach $O(\log n)$ Wiederholungen ist die Erfolgswahrscheinlichkeit konstant. Damit:

Zusammenfassung

$t = \lceil 1 + n/\sqrt{2} \rceil$, $D = O(\log n)$, $P(G) \geqslant 1 - (1 - P(H)/2) \cdot (1 - P(H')/2)$

- Bisher:
  - Laufzeit $O(n^2 \cdot \log n)$.
  - Erfolgswahrscheinlichkeit: $\Omega(1/\log n)$.
- Nach $O(\log n)$ Wiederholungen ist die Erfolgswahrscheinlichkeit konstant. Damit:
  - Laufzeit $O(n^2 \cdot \log^2 n)$.

Zusammenfassung

$t = \lceil \mathbf{1} + n/\sqrt{\mathbf{2}} \rceil$, $D = O(\log n)$, $P(G) \geqslant \mathbf{1} - (\mathbf{1} - P(H)/\mathbf{2}) \cdot (\mathbf{1} - P(H')/\mathbf{2})$

- Bisher:
  - Laufzeit $O(n^2 \cdot \log n)$.
  - Erfolgswahrscheinlichkeit: $\Omega(1/\log n)$.
- Nach $O(\log n)$ Wiederholungen ist die Erfolgswahrscheinlichkeit konstant. Damit:
  - Laufzeit $O(n^2 \cdot \log^2 n)$.
  - Erfolgswahrscheinlichkeit: $\Omega(1)$.

Zusammenfassung

$t = \lceil \mathbf{1} + n/\sqrt{\mathbf{2}} \rceil$, $D = O(\log n)$, $P(G) \geqslant \mathbf{1} - (\mathbf{1} - P(H)/\mathbf{2}) \cdot (\mathbf{1} - P(H')/\mathbf{2})$

- Bisher:
  - Laufzeit $O(n^2 \cdot \log n)$.
  - Erfolgswahrscheinlichkeit: $\Omega(1/\log n)$.
- Nach $O(\log n)$ Wiederholungen ist die Erfolgswahrscheinlichkeit konstant. Damit:
  - Laufzeit $O(n^2 \cdot \log^2 n)$.
  - Erfolgswahrscheinlichkeit: $\Omega(1)$.

3-SAT

$t = \lceil 1 + n/\sqrt{2} \rceil$, $D = O(\log n)$, $P(G) \geqslant 1 - (1 - P(H)/2) \cdot (1 - P(H')/2)$

Definition

Eine Boolesche Formel $\mathcal{F}$ ist in 3-KNF:

$$\mathcal{F}(x_1, x_2, \ldots, x_n) = \bigwedge_{i=1}^{m} c_i$$

$$(\textit{Klauseln}) \quad c_i = (l_i^1 \vee l_i^2 \vee l_i^3) \qquad \forall\, 1 \leqslant i \leqslant m$$

$$(\textit{Literale}) \quad l_i^j = \left\{ \begin{array}{rl} \neg x_k & \text{oder} \\ x_l & \text{für ein } l : 1 \leqslant l \leqslant r \end{array} \right\} \qquad \begin{array}{l} \forall\, 1 \leqslant i \leqslant m \text{ und} \\ \forall\, 1 \leqslant j \leqslant 3 \end{array}$$

Eine Belegung ist eine Funktion $W : \{x_1, x_2, \ldots, x_n\} \mapsto \{0, 1\} = \{\mathit{false}, \mathit{true}\}$.

3-SAT

$t = \lceil 1 + n/\sqrt{2} \rceil$, $D = O(\log n)$, $P(G) \geqslant 1 - (1 - P(H)/2) \cdot (1 - P(H')/2)$

Definition

Eine Boolesche Formel $\mathcal{F}$ ist in 3-KNF:

$$\mathcal{F}(x_1, x_2, \ldots, x_n) = \bigwedge_{i=1}^{m} c_i$$

$$(\textit{Klauseln}) \quad c_i = (l_i^1 \vee l_i^2 \vee l_i^3) \qquad \forall\, 1 \leqslant i \leqslant m$$

$$(\textit{Literale}) \quad l_i^j = \left\{ \begin{array}{rl} \neg x_k & \text{oder} \\ x_l & \text{für ein } l : 1 \leqslant l \leqslant r \end{array} \right\} \quad \begin{array}{l} \forall\, 1 \leqslant i \leqslant m \text{ und} \\ \forall\, 1 \leqslant j \leqslant 3 \end{array}$$

Eine Belegung ist eine Funktion $W : \{x_1, x_2, \ldots, x_n\} \mapsto \{0, 1\} = \{\mathit{false}, \mathit{true}\}$.

Theorem (3-SAT)

Es ist NP-vollständig, festzustellen, ob es für $\mathcal{F}$ aus 3-KNF eine erfüllende Belegung gibt.

3-SAT

$t = \lceil 1 + n/\sqrt{2} \rceil$, $D = O(\log n)$, $P(G) \geqslant 1 - (1 - P(H)/2) \cdot (1 - P(H')/2)$

Definition

Eine Boolesche Formel $\mathcal{F}$ ist in 3-KNF:

$$\mathcal{F}(x_1, x_2, \ldots, x_n) = \bigwedge_{i=1}^{m} c_i$$

$$(\textit{Klauseln}) \quad c_i = (l_i^1 \vee l_i^2 \vee l_i^3) \qquad \forall\, 1 \leqslant i \leqslant m$$

$$(\textit{Literale}) \quad l_i^j = \left\{ \begin{array}{rl} \neg x_k & \text{oder} \\ x_l & \text{für ein } l : 1 \leqslant l \leqslant r \end{array} \right\} \qquad \begin{array}{l} \forall\, 1 \leqslant i \leqslant m \text{ und} \\ \forall\, 1 \leqslant j \leqslant 3 \end{array}$$

Eine Belegung ist eine Funktion $W : \{x_1, x_2, \ldots, x_n\} \mapsto \{0, 1\} = \{\mathit{false}, \mathit{true}\}$.

Theorem (3-SAT)

Es ist NP-vollständig, festzustellen, ob es für $\mathcal{F}$ aus 3-KNF eine erfüllende Belegung gibt.

Idee

$t = \lceil 1 + n/\sqrt{2} \rceil,\ D = O(\log n),\ P(G) \geqslant 1 - (1 - P(H)/2) \cdot (1 - P(H')/2)$

Idee

$t = \lceil \mathbf{1} + n/\sqrt{\mathbf{2}} \rceil$, $D = O(\log n)$, $P(G) \geqslant \mathbf{1} - (\mathbf{1} - P(H)/\mathbf{2}) \cdot (\mathbf{1} - P(H')/\mathbf{2})$

- Durchsuche Lösungsraum wie folgt:

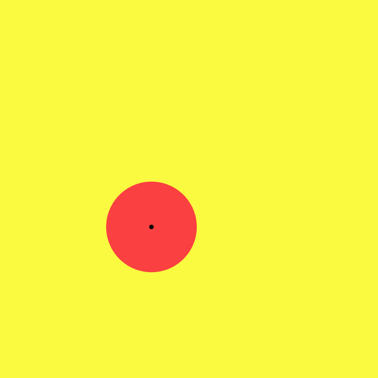
Idee

$t = \lceil 1 + n/\sqrt{2} \rceil$, $D = O(\log n)$, $P(G) \geqslant 1 - (1 - P(H)/2) \cdot (1 - P(H')/2)$

- Durchsuche Lösungsraum wie folgt:
- Rate ein Lösung.

Idee

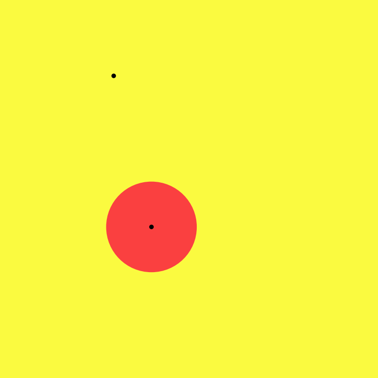
$t = \lceil 1 + n/\sqrt{2} \rceil$, $D = O(\log n)$, $P(G) \geqslant 1 - (1 - P(H)/2) \cdot (1 - P(H')/2)$



- Durchsuche Lösungsraum wie folgt:
- Rate ein Lösung.
- Suche in der näheren Umgebung.

Idee

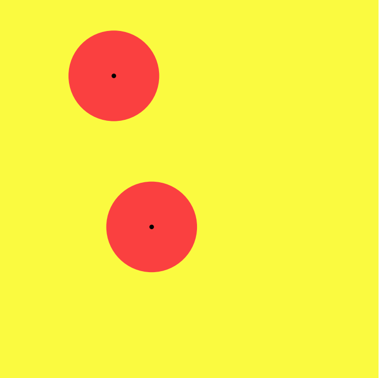
$t = \lceil 1 + n/\sqrt{2} \rceil$, $D = O(\log n)$, $P(G) \geqslant 1 - (1 - P(H)/2) \cdot (1 - P(H')/2)$



- Durchsuche Lösungsraum wie folgt:
- Rate ein Lösung.
- Suche in der näheren Umgebung.
- Wiederhole die letzten beiden Schritte.

Idee

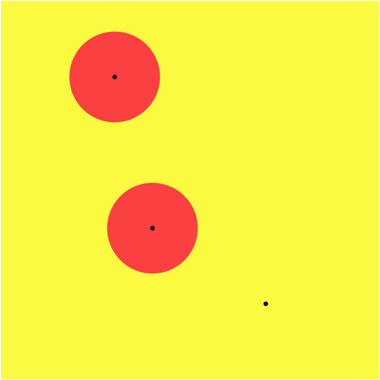
$t = \lceil \mathbf{1} + n/\sqrt{\mathbf{2}} \rceil$, $D = O(\log n)$, $P(G) \geqslant \mathbf{1} - (\mathbf{1} - P(H)/\mathbf{2}) \cdot (\mathbf{1} - P(H')/\mathbf{2})$



- Durchsuche Lösungsraum wie folgt:
- Rate ein Lösung.
- Suche in der näheren Umgebung.
- Wiederhole die letzten beiden Schritte.
- Das Verfahren ist eine mehrfache lokale Suche mit randomisierten Startpunkt.

Idee

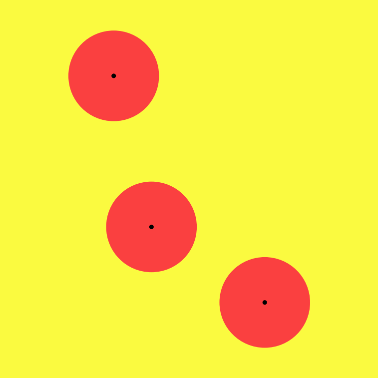
$t = \lceil 1 + n/\sqrt{2} \rceil$, $D = O(\log n)$, $P(G) \geqslant 1 - (1 - P(H)/2) \cdot (1 - P(H')/2)$



- Durchsuche Lösungsraum wie folgt:
- Rate ein Lösung.
- Suche in der näheren Umgebung.
- Wiederhole die letzten beiden Schritte.
- Das Verfahren ist eine mehrfache lokale Suche mit randomisierten Startpunkt.

Idee

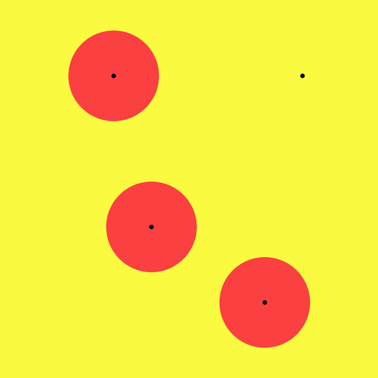
$t = \lceil 1 + n/\sqrt{2} \rceil$, $D = O(\log n)$, $P(G) \geqslant 1 - (1 - P(H)/2) \cdot (1 - P(H')/2)$



- Durchsuche Lösungsraum wie folgt:
- Rate ein Lösung.
- Suche in der näheren Umgebung.
- Wiederhole die letzten beiden Schritte.
- Das Verfahren ist eine mehrfache lokale Suche mit randomisierten Startpunkt.

Idee

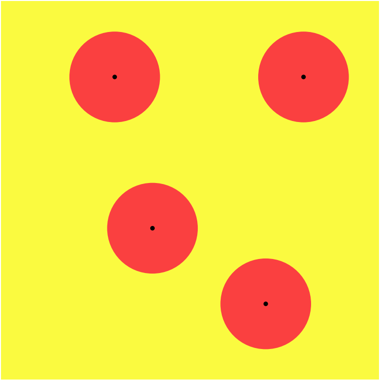
$t = \lceil \mathbf{1} + n/\sqrt{\mathbf{2}} \rceil$, $D = O(\log n)$, $P(G) \geqslant \mathbf{1} - (\mathbf{1} - P(H)/\mathbf{2}) \cdot (\mathbf{1} - P(H')/\mathbf{2})$



- Durchsuche Lösungsraum wie folgt:
- Rate ein Lösung.
- Suche in der näheren Umgebung.
- Wiederhole die letzten beiden Schritte.
- Das Verfahren ist eine mehrfache lokale Suche mit randomisierten Startpunkt.

Idee

$t = \lceil 1 + n/\sqrt{2} \rceil$, $D = O(\log n)$, $P(G) \geqslant 1 - (1 - P(H)/2) \cdot (1 - P(H')/2)$



- Durchsuche Lösungsraum wie folgt:
- Rate ein Lösung.
- Suche in der näheren Umgebung.
- Wiederhole die letzten beiden Schritte.
- Das Verfahren ist eine mehrfache lokale Suche mit randomisierten Startpunkt.

Algorithmus von Schöning

$t = \lceil 1 + n/\sqrt{2} \rceil$, $D = O(\log n)$, $P(G) \geqslant 1 - (1 - P(H)/2) \cdot (1 - P(H')/2)$

1. Eingabe $\mathcal{F}(x_1, x_2, ..., x_n)$ Boolesche Formel aus 3-KNF.

Algorithmus von Schöning

$t = \lceil 1 + n/\sqrt{2} \rceil$, $D = O(\log n)$, $P(G) \geqslant 1 - (1 - P(H)/2) \cdot (1 - P(H')/2)$

1. Eingabe $\mathcal{F}(x_1, x_2, ..., x_n)$ Boolesche Formel aus 3-KNF.
2. Wiederhole maximal $\left\lceil 20 \cdot \sqrt{3 \cdot \pi \cdot n} \cdot \left(\frac{4}{3}\right)^n \right\rceil$ mal:

Algorithmus von Schöning

$t = \lceil 1 + n/\sqrt{2} \rceil$, $D = O(\log n)$, $P(G) \geqslant 1 - (1 - P(H)/2) \cdot (1 - P(H')/2)$

1. Eingabe $\mathcal{F}(x_1, x_2, ..., x_n)$ Boolesche Formel aus 3-KNF.
2. Wiederhole maximal $\left\lceil 20 \cdot \sqrt{3 \cdot \pi \cdot n} \cdot \left(\frac{4}{3}\right)^n \right\rceil$ mal:
   1. Erzeuge zufällig Belegung der Variablen: $\alpha = (\alpha_1, \alpha_2, \ldots, \alpha_n) \in \{0, 1\}^n$.

Algorithmus von Schöning

$t = \lceil 1 + n/\sqrt{2} \rceil$, $D = O(\log n)$, $P(G) \geqslant 1 - (1 - P(H)/2) \cdot (1 - P(H')/2)$

1. Eingabe $\mathcal{F}(x_1, x_2, ..., x_n)$ Boolesche Formel aus 3-KNF.
2. Wiederhole maximal $\left\lceil 20 \cdot \sqrt{3 \cdot \pi \cdot n} \cdot \left(\frac{4}{3}\right)^n \right\rceil$ mal:
    1. Erzeuge zufällig Belegung der Variablen: $\alpha = (\alpha_1, \alpha_2, \ldots, \alpha_n) \in \{0, 1\}^n$.
    2. Falls $\mathcal{F}$ durch α erfüllt ist, gebe α aus und terminiere.

Algorithmus von Schöning

$t = \lceil 1 + n/\sqrt{2} \rceil$, $D = O(\log n)$, $P(G) \geqslant 1 - (1 - P(H)/2) \cdot (1 - P(H')/2)$

1. Eingabe $\mathcal{F}(x_1, x_2, ..., x_n)$ Boolesche Formel aus 3-KNF.
2. Wiederhole maximal $\left\lceil 20 \cdot \sqrt{3 \cdot \pi \cdot n} \cdot \left(\frac{4}{3}\right)^n \right\rceil$ mal:
   1. Erzeuge zufällig Belegung der Variablen: $\alpha = (\alpha_1, \alpha_2, \ldots, \alpha_n) \in \{0, 1\}^n$.
   2. Falls $\mathcal{F}$ durch α erfüllt ist, gebe α aus und terminiere.
   3. Wiederhole maximal $3 \cdot n$ mal:

Algorithmus von Schöning

$t = \lceil 1 + n/\sqrt{2} \rceil$, $D = O(\log n)$, $P(G) \geqslant 1 - (1 - P(H)/2) \cdot (1 - P(H')/2)$

1. Eingabe $\mathcal{F}(x_1, x_2, ..., x_n)$ Boolesche Formel aus 3-KNF.
2. Wiederhole maximal $\left\lceil 20 \cdot \sqrt{3 \cdot \pi \cdot n} \cdot \left(\frac{4}{3}\right)^n \right\rceil$ mal:
    1. Erzeuge zufällig Belegung der Variablen: $\alpha = (\alpha_1, \alpha_2, \ldots, \alpha_n) \in \{0,1\}^n$.
    2. Falls $\mathcal{F}$ durch α erfüllt ist, gebe α aus und terminiere.
    3. Wiederhole maximal $3 \cdot n$ mal:
        1. Wähle Klausel c_i, die nicht durch α erfüllt wird.

Algorithmus von Schöning

$t = \lceil 1 + n/\sqrt{2} \rceil$, $D = O(\log n)$, $P(G) \geqslant 1 - (1 - P(H)/2) \cdot (1 - P(H')/2)$

1. Eingabe $\mathcal{F}(x_1, x_2, ..., x_n)$ Boolesche Formel aus 3-KNF.
2. Wiederhole maximal $\left\lceil 20 \cdot \sqrt{3 \cdot \pi \cdot n} \cdot \left(\frac{4}{3}\right)^n \right\rceil$ mal:
   1. Erzeuge zufällig Belegung der Variablen: $\alpha = (\alpha_1, \alpha_2, \ldots, \alpha_n) \in \{0,1\}^n$.
   2. Falls $\mathcal{F}$ durch α erfüllt ist, gebe α aus und terminiere.
   3. Wiederhole maximal $3 \cdot n$ mal:
      1. Wähle Klausel c_i, die nicht durch α erfüllt wird.
      2. Wähle Variable x_j aus c_i.

Algorithmus von Schöning

$t = \lceil \mathbf{1} + n/\sqrt{\mathbf{2}} \rceil$, $D = O(\log n)$, $P(G) \geqslant \mathbf{1} - (\mathbf{1} - P(H)/\mathbf{2}) \cdot (\mathbf{1} - P(H')/\mathbf{2})$

1. Eingabe $\mathcal{F}(x_1, x_2, ..., x_n)$ Boolesche Formel aus 3-KNF.
2. Wiederhole maximal $\left\lceil 20 \cdot \sqrt{3 \cdot \pi \cdot n} \cdot \left(\frac{4}{3}\right)^n \right\rceil$ mal:
    1. Erzeuge zufällig Belegung der Variablen: $\alpha = (\alpha_1, \alpha_2, \ldots, \alpha_n) \in \{0,1\}^n$.
    2. Falls $\mathcal{F}$ durch α erfüllt ist, gebe α aus und terminiere.
    3. Wiederhole maximal $3 \cdot n$ mal:
        1. Wähle Klausel c_i, die nicht durch α erfüllt wird.
        2. Wähle Variable x_j aus c_i.
        3. Setze $\alpha = (\alpha_{\mathbf{1}}, \alpha_{\mathbf{2}}, \ldots, \bar{\alpha}_j, \ldots, \alpha_n)$.

Algorithmus von Schöning

$t = \lceil 1 + n/\sqrt{2} \rceil$, $D = O(\log n)$, $P(G) \geqslant 1 - (1 - P(H)/2) \cdot (1 - P(H')/2)$

1. Eingabe $\mathcal{F}(x_1, x_2, ..., x_n)$ Boolesche Formel aus 3-KNF.
2. Wiederhole maximal $\left\lceil 20 \cdot \sqrt{3 \cdot \pi \cdot n} \cdot \left(\frac{4}{3}\right)^n \right\rceil$ mal:
   1. Erzeuge zufällig Belegung der Variablen: $\alpha = (\alpha_1, \alpha_2, \ldots, \alpha_n) \in \{0, 1\}^n$.
   2. Falls $\mathcal{F}$ durch α erfüllt ist, gebe α aus und terminiere.
   3. Wiederhole maximal $3 \cdot n$ mal:
      1. Wähle Klausel c_i, die nicht durch α erfüllt wird.
      2. Wähle Variable x_j aus c_i.
      3. Setze $\alpha = (\alpha_1, \alpha_2, \ldots, \bar{\alpha}_j, \ldots, \alpha_n)$.
      4. Falls $\mathcal{F}$ durch α erfüllt ist, gebe α aus und terminiere.

Algorithmus von Schöning

$t = \lceil \mathbf{1} + n/\sqrt{\mathbf{2}} \rceil$, $D = O(\log n)$, $P(G) \geqslant \mathbf{1} - (\mathbf{1} - P(H)/\mathbf{2}) \cdot (\mathbf{1} - P(H')/\mathbf{2})$

1. Eingabe $\mathcal{F}(x_1, x_2, ..., x_n)$ Boolesche Formel aus 3-KNF.
2. Wiederhole maximal $\left\lceil 20 \cdot \sqrt{3 \cdot \pi \cdot n} \cdot \left(\frac{4}{3}\right)^n \right\rceil$ mal:
   1. Erzeuge zufällig Belegung der Variablen: $\alpha = (\alpha_1, \alpha_2, \ldots, \alpha_n) \in \{0, 1\}^n$.
   2. Falls $\mathcal{F}$ durch α erfüllt ist, gebe α aus und terminiere.
   3. Wiederhole maximal $3 \cdot n$ mal:
      1. Wähle Klausel c_i, die nicht durch α erfüllt wird.
      2. Wähle Variable x_j aus c_i.
      3. Setze $\alpha = (\alpha_1, \alpha_2, \ldots, \bar{\alpha}_j, \ldots, \alpha_n)$.
      4. Falls $\mathcal{F}$ durch α erfüllt ist, gebe α aus und terminiere.
3. Gebe aus: $\mathcal{F}$ ist nicht erfüllbar.

Algorithmus von Schöning

$t = \lceil 1 + n/\sqrt{2} \rceil$, $D = O(\log n)$, $P(G) \geqslant 1 - (1 - P(H)/2) \cdot (1 - P(H')/2)$

1. Eingabe $\mathcal{F}(x_1, x_2, ..., x_n)$ Boolesche Formel aus 3-KNF.
2. Wiederhole maximal $\left\lceil 20 \cdot \sqrt{3 \cdot \pi \cdot n} \cdot \left(\frac{4}{3}\right)^n \right\rceil$ mal:
    1. Erzeuge zufällig Belegung der Variablen: $\alpha = (\alpha_1, \alpha_2, \ldots, \alpha_n) \in \{0, 1\}^n$.
    2. Falls $\mathcal{F}$ durch α erfüllt ist, gebe α aus und terminiere.
    3. Wiederhole maximal $3 \cdot n$ mal:
        1. Wähle Klausel c_i, die nicht durch α erfüllt wird.
        2. Wähle Variable x_j aus c_i.
        3. Setze $\alpha = (\alpha_1, \alpha_2, \ldots, \bar{\alpha}_j, \ldots, \alpha_n)$.
        4. Falls $\mathcal{F}$ durch α erfüllt ist, gebe α aus und terminiere.
3. Gebe aus: $\mathcal{F}$ ist nicht erfüllbar.

Einfaches Beispiel

$\lceil 20 \cdot \sqrt{3 \cdot \pi \cdot n} \cdot (\frac{4}{3})^n \rceil$ und $3 \cdot n$

$$\mathcal{F} = (abc)(\overline{a}bc)(a\overline{b}c)(\overline{a}\overline{b}c)(ab\overline{c})(\overline{a}b\overline{c})(a\overline{b}\overline{c})(\overline{a}\overline{b}\overline{c})$$

Einfaches Beispiel

$\lceil 20 \cdot \sqrt{3 \cdot \pi \cdot n} \cdot (\frac{4}{3})^n \rceil$ und $3 \cdot n$

$$\mathcal{F} = (abc)(\overline{a}bc)(a\overline{b}c)(\overline{a}\overline{b}c)(ab\overline{c})(\overline{a}b\overline{c})(a\overline{b}\overline{c})(\overline{a}\overline{b}\overline{c})$$

$$\mathcal{F} = (abc)(\overline{a}bc)(a\overline{b}c)(\overline{a}\overline{b}c)(ab\overline{c})(\overline{a}b\overline{c})(a\overline{b}\overline{c})(\overline{a}\overline{b}\overline{c}) = F \quad \alpha = 010$$

Einfaches Beispiel

$\lceil 20 \cdot \sqrt{3 \cdot \pi \cdot n} \cdot (\frac{4}{3})^n \rceil$ **und** $3 \cdot n$

$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}bc)(a\bar{b}c)(\bar{a}\bar{b}c)(ab\bar{c})(\bar{a}b\bar{c})(a\bar{b}\bar{c})(\bar{a}\bar{b}\bar{c})$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}bc)(a\bar{b}c)(\bar{a}\bar{b}c)(ab\bar{c})(\bar{a}b\bar{c})(a\bar{b}\bar{c})(\bar{a}\bar{b}\bar{c}) = F \quad \alpha = 010$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}bc)(a\bar{b}c)(\bar{a}\bar{b}c)(ab\bar{c})(\bar{a}b\bar{c})(a\bar{b}\bar{c})(\bar{a}\bar{b}\bar{c}) = F \quad \alpha = 110$$

Einfaches Beispiel

$\lceil 20 \cdot \sqrt{3 \cdot \pi \cdot n} \cdot (\frac{4}{3})^n \rceil$ und $3 \cdot n$

$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}bc)(a\bar{b}c)(\bar{a}\bar{b}c)(ab\bar{c})(\bar{a}b\bar{c})(a\bar{b}\bar{c})(\bar{a}\bar{b}\bar{c})$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}bc)(a\bar{b}c)(\bar{a}\bar{b}c)(ab\bar{c})(\bar{a}b\bar{c})(a\bar{b}\bar{c})(\bar{a}\bar{b}\bar{c}) = F \quad \alpha = 010$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}bc)(a\bar{b}c)(\bar{a}\bar{b}c)(ab\bar{c})(\bar{a}b\bar{c})(a\bar{b}\bar{c})(\bar{a}\bar{b}\bar{c}) = F \quad \alpha = 110$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}bc)(a\bar{b}c)(\bar{a}\bar{b}c)(ab\bar{c})(\bar{a}b\bar{c})(a\bar{b}\bar{c})(\bar{a}\bar{b}\bar{c}) = F \quad \alpha = 100$$

Einfaches Beispiel

$\lceil 20 \cdot \sqrt{3 \cdot \pi \cdot n} \cdot (\frac{4}{3})^n \rceil$ **und** $3 \cdot n$

$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}bc)(a\bar{b}c)(\bar{a}\bar{b}c)(ab\bar{c})(\bar{a}b\bar{c})(a\bar{b}\bar{c})(\bar{a}\bar{b}\bar{c})$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}bc)(a\bar{b}c)(\bar{a}\bar{b}c)(ab\bar{c})(\bar{a}b\bar{c})(a\bar{b}\bar{c})(\bar{a}\bar{b}\bar{c}) = F \quad \alpha = 010$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}bc)(a\bar{b}c)(\bar{a}\bar{b}c)(ab\bar{c})(\bar{a}b\bar{c})(a\bar{b}\bar{c})(\bar{a}\bar{b}\bar{c}) = F \quad \alpha = 110$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}bc)(a\bar{b}c)(\bar{a}\bar{b}c)(ab\bar{c})(\bar{a}b\bar{c})(a\bar{b}\bar{c})(\bar{a}\bar{b}\bar{c}) = F \quad \alpha = 100$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}bc)(a\bar{b}c)(\bar{a}\bar{b}c)(ab\bar{c})(\bar{a}b\bar{c})(a\bar{b}\bar{c})(\bar{a}\bar{b}\bar{c}) = F \quad \alpha = 101$$

Einfaches Beispiel

$\left\lceil 20 \cdot \sqrt{3 \cdot \pi \cdot n} \cdot (\frac{4}{3})^n \right\rceil$ und $3 \cdot n$

$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}bc)(a\bar{b}c)(\bar{a}\bar{b}c)(ab\bar{c})(\bar{a}b\bar{c})(a\bar{b}\bar{c})(\bar{a}\bar{b}\bar{c})$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}bc)(a\bar{b}c)(\bar{a}\bar{b}c)(ab\bar{c})(\bar{a}b\bar{c})(a\bar{b}\bar{c})(\bar{a}\bar{b}\bar{c}) = F \quad \alpha = 010$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}bc)(a\bar{b}c)(\bar{a}\bar{b}c)(ab\bar{c})(\bar{a}b\bar{c})(a\bar{b}\bar{c})(\bar{a}\bar{b}\bar{c}) = F \quad \alpha = 110$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}bc)(a\bar{b}c)(\bar{a}\bar{b}c)(ab\bar{c})(\bar{a}b\bar{c})(a\bar{b}\bar{c})(\bar{a}\bar{b}\bar{c}) = F \quad \alpha = 100$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}bc)(a\bar{b}c)(\bar{a}\bar{b}c)(ab\bar{c})(\bar{a}b\bar{c})(a\bar{b}\bar{c})(\bar{a}\bar{b}\bar{c}) = F \quad \alpha = 101$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}bc)(a\bar{b}c)(\bar{a}\bar{b}c)(ab\bar{c})(\bar{a}b\bar{c})(a\bar{b}\bar{c})(\bar{a}\bar{b}\bar{c}) = F \quad \alpha = 111$$

Einfaches Beispiel

$\left\lceil 20 \cdot \sqrt{3 \cdot \pi \cdot n} \cdot (\frac{4}{3})^n \right\rceil$ und $3 \cdot n$

$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}bc)(a\bar{b}c)(\bar{a}\bar{b}c)(ab\bar{c})(\bar{a}b\bar{c})(a\bar{b}\bar{c})(\bar{a}\bar{b}\bar{c})$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}bc)(a\bar{b}c)(\bar{a}\bar{b}c)(ab\bar{c})(\bar{a}b\bar{c})(a\bar{b}\bar{c})(\bar{a}\bar{b}\bar{c}) = F \quad \alpha = 010$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}bc)(a\bar{b}c)(\bar{a}\bar{b}c)(ab\bar{c})(\bar{a}b\bar{c})(a\bar{b}\bar{c})(\bar{a}\bar{b}\bar{c}) = F \quad \alpha = 110$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}bc)(a\bar{b}c)(\bar{a}\bar{b}c)(ab\bar{c})(\bar{a}b\bar{c})(a\bar{b}\bar{c})(\bar{a}\bar{b}\bar{c}) = F \quad \alpha = 100$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}bc)(a\bar{b}c)(\bar{a}\bar{b}c)(ab\bar{c})(\bar{a}b\bar{c})(a\bar{b}\bar{c})(\bar{a}\bar{b}\bar{c}) = F \quad \alpha = 101$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}bc)(a\bar{b}c)(\bar{a}\bar{b}c)(ab\bar{c})(\bar{a}b\bar{c})(a\bar{b}\bar{c})(\bar{a}\bar{b}\bar{c}) = F \quad \alpha = 111$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}bc)(a\bar{b}c)(\bar{a}\bar{b}c)(ab\bar{c})(\bar{a}b\bar{c})(a\bar{b}\bar{c})(\bar{a}\bar{b}\bar{c}) = F \quad \alpha = 011$$

Einfaches Beispiel

$\lceil 20 \cdot \sqrt{3 \cdot \pi \cdot n} \cdot (\frac{4}{3})^n \rceil$ und $3 \cdot n$

$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}bc)(a\bar{b}c)(\bar{a}\bar{b}c)(ab\bar{c})(\bar{a}b\bar{c})(a\bar{b}\bar{c})(\bar{a}\bar{b}\bar{c})$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}bc)(a\bar{b}c)(\bar{a}\bar{b}c)(ab\bar{c})(\bar{a}b\bar{c})(a\bar{b}\bar{c})(\bar{a}\bar{b}\bar{c}) = F \quad \alpha = 010$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}bc)(a\bar{b}c)(\bar{a}\bar{b}c)(ab\bar{c})(\bar{a}b\bar{c})(a\bar{b}\bar{c})(\bar{a}\bar{b}\bar{c}) = F \quad \alpha = 110$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}bc)(a\bar{b}c)(\bar{a}\bar{b}c)(ab\bar{c})(\bar{a}b\bar{c})(a\bar{b}\bar{c})(\bar{a}\bar{b}\bar{c}) = F \quad \alpha = 100$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}bc)(a\bar{b}c)(\bar{a}\bar{b}c)(ab\bar{c})(\bar{a}b\bar{c})(a\bar{b}\bar{c})(\bar{a}\bar{b}\bar{c}) = F \quad \alpha = 101$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}bc)(a\bar{b}c)(\bar{a}\bar{b}c)(ab\bar{c})(\bar{a}b\bar{c})(a\bar{b}\bar{c})(\bar{a}\bar{b}\bar{c}) = F \quad \alpha = 111$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}bc)(a\bar{b}c)(\bar{a}\bar{b}c)(ab\bar{c})(\bar{a}b\bar{c})(a\bar{b}\bar{c})(\bar{a}\bar{b}\bar{c}) = F \quad \alpha = 011$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}bc)(a\bar{b}c)(\bar{a}\bar{b}c)(ab\bar{c})(\bar{a}b\bar{c})(a\bar{b}\bar{c})(\bar{a}\bar{b}\bar{c}) = F \quad \alpha = 001$$

Einfaches Beispiel

$\lceil 20 \cdot \sqrt{3 \cdot \pi \cdot n} \cdot (\frac{4}{3})^n \rceil$ und $3 \cdot n$

$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}bc)(a\bar{b}c)(\bar{a}\bar{b}c)(ab\bar{c})(\bar{a}b\bar{c})(a\bar{b}\bar{c})(\bar{a}\bar{b}\bar{c})$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}bc)(a\bar{b}c)(\bar{a}\bar{b}c)(ab\bar{c})(\bar{a}b\bar{c})(a\bar{b}\bar{c})(\bar{a}\bar{b}\bar{c}) = F \quad \alpha = 010$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}bc)(a\bar{b}c)(\bar{a}\bar{b}c)(ab\bar{c})(\bar{a}b\bar{c})(a\bar{b}\bar{c})(\bar{a}\bar{b}\bar{c}) = F \quad \alpha = 110$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}bc)(a\bar{b}c)(\bar{a}\bar{b}c)(ab\bar{c})(\bar{a}b\bar{c})(a\bar{b}\bar{c})(\bar{a}\bar{b}\bar{c}) = F \quad \alpha = 100$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}bc)(a\bar{b}c)(\bar{a}\bar{b}c)(ab\bar{c})(\bar{a}b\bar{c})(a\bar{b}\bar{c})(\bar{a}\bar{b}\bar{c}) = F \quad \alpha = 101$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}bc)(a\bar{b}c)(\bar{a}\bar{b}c)(ab\bar{c})(\bar{a}b\bar{c})(a\bar{b}\bar{c})(\bar{a}\bar{b}\bar{c}) = F \quad \alpha = 111$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}bc)(a\bar{b}c)(\bar{a}\bar{b}c)(ab\bar{c})(\bar{a}b\bar{c})(a\bar{b}\bar{c})(\bar{a}\bar{b}\bar{c}) = F \quad \alpha = 011$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}bc)(a\bar{b}c)(\bar{a}\bar{b}c)(ab\bar{c})(\bar{a}b\bar{c})(a\bar{b}\bar{c})(\bar{a}\bar{b}\bar{c}) = F \quad \alpha = 001$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}bc)(a\bar{b}c)(\bar{a}\bar{b}c)(ab\bar{c})(\bar{a}b\bar{c})(a\bar{b}\bar{c})(\bar{a}\bar{b}\bar{c}) = F \quad \alpha = 000$$

Einfaches Beispiel

$\left\lceil 20 \cdot \sqrt{3 \cdot \pi \cdot n} \cdot \left(\frac{4}{3}\right)^n \right\rceil$ **und** $3 \cdot n$

$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}bc)(a\bar{b}c)(\bar{a}\bar{b}c)(ab\bar{c})(\bar{a}b\bar{c})(a\bar{b}\bar{c})(\bar{a}\bar{b}\bar{c})$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}bc)(a\bar{b}c)(\bar{a}\bar{b}c)(ab\bar{c})(\bar{a}b\bar{c})(a\bar{b}\bar{c})(\bar{a}\bar{b}\bar{c}) = F \quad \alpha = 010$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}bc)(a\bar{b}c)(\bar{a}\bar{b}c)(ab\bar{c})(\bar{a}b\bar{c})(a\bar{b}\bar{c})(\bar{a}\bar{b}\bar{c}) = F \quad \alpha = 110$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}bc)(a\bar{b}c)(\bar{a}\bar{b}c)(ab\bar{c})(\bar{a}b\bar{c})(a\bar{b}\bar{c})(\bar{a}\bar{b}\bar{c}) = F \quad \alpha = 100$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}bc)(a\bar{b}c)(\bar{a}\bar{b}c)(ab\bar{c})(\bar{a}b\bar{c})(a\bar{b}\bar{c})(\bar{a}\bar{b}\bar{c}) = F \quad \alpha = 101$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}bc)(a\bar{b}c)(\bar{a}\bar{b}c)(ab\bar{c})(\bar{a}b\bar{c})(a\bar{b}\bar{c})(\bar{a}\bar{b}\bar{c}) = F \quad \alpha = 111$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}bc)(a\bar{b}c)(\bar{a}\bar{b}c)(ab\bar{c})(\bar{a}b\bar{c})(a\bar{b}\bar{c})(\bar{a}\bar{b}\bar{c}) = F \quad \alpha = 011$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}bc)(a\bar{b}c)(\bar{a}\bar{b}c)(ab\bar{c})(\bar{a}b\bar{c})(a\bar{b}\bar{c})(\bar{a}\bar{b}\bar{c}) = F \quad \alpha = 001$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}bc)(a\bar{b}c)(\bar{a}\bar{b}c)(ab\bar{c})(\bar{a}b\bar{c})(a\bar{b}\bar{c})(\bar{a}\bar{b}\bar{c}) = F \quad \alpha = 000$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}bc)(a\bar{b}c)(\bar{a}\bar{b}c)(ab\bar{c})(\bar{a}b\bar{c})(a\bar{b}\bar{c})(\bar{a}\bar{b}\bar{c}) = F \quad \alpha = 100$$

Einfaches Beispiel

$\lceil 20 \cdot \sqrt{3 \cdot \pi \cdot n} \cdot (\frac{4}{3})^n \rceil$ und $3 \cdot n$

$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}bc)(a\bar{b}c)(\bar{a}\bar{b}c)(ab\bar{c})(\bar{a}b\bar{c})(a\bar{b}\bar{c})(\bar{a}\bar{b}\bar{c})$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}bc)(a\bar{b}c)(\bar{a}\bar{b}c)(ab\bar{c})(\bar{a}b\bar{c})(a\bar{b}\bar{c})(\bar{a}\bar{b}\bar{c}) = F \quad \alpha = 010$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}bc)(a\bar{b}c)(\bar{a}\bar{b}c)(ab\bar{c})(\bar{a}b\bar{c})(a\bar{b}\bar{c})(\bar{a}\bar{b}\bar{c}) = F \quad \alpha = 110$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}bc)(a\bar{b}c)(\bar{a}\bar{b}c)(ab\bar{c})(\bar{a}b\bar{c})(a\bar{b}\bar{c})(\bar{a}\bar{b}\bar{c}) = F \quad \alpha = 100$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}bc)(a\bar{b}c)(\bar{a}\bar{b}c)(ab\bar{c})(\bar{a}b\bar{c})(a\bar{b}\bar{c})(\bar{a}\bar{b}\bar{c}) = F \quad \alpha = 101$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}bc)(a\bar{b}c)(\bar{a}\bar{b}c)(ab\bar{c})(\bar{a}b\bar{c})(a\bar{b}\bar{c})(\bar{a}\bar{b}\bar{c}) = F \quad \alpha = 111$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}bc)(a\bar{b}c)(\bar{a}\bar{b}c)(ab\bar{c})(\bar{a}b\bar{c})(a\bar{b}\bar{c})(\bar{a}\bar{b}\bar{c}) = F \quad \alpha = 011$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}bc)(a\bar{b}c)(\bar{a}\bar{b}c)(ab\bar{c})(\bar{a}b\bar{c})(a\bar{b}\bar{c})(\bar{a}\bar{b}\bar{c}) = F \quad \alpha = 001$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}bc)(a\bar{b}c)(\bar{a}\bar{b}c)(ab\bar{c})(\bar{a}b\bar{c})(a\bar{b}\bar{c})(\bar{a}\bar{b}\bar{c}) = F \quad \alpha = 000$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}bc)(a\bar{b}c)(\bar{a}\bar{b}c)(ab\bar{c})(\bar{a}b\bar{c})(a\bar{b}\bar{c})(\bar{a}\bar{b}\bar{c}) = F \quad \alpha = 100$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}bc)(a\bar{b}c)(\bar{a}\bar{b}c)(ab\bar{c})(\bar{a}b\bar{c})(a\bar{b}\bar{c})(\bar{a}\bar{b}\bar{c}) = F \quad \alpha = 110$$

Einfaches Beispiel

$\lceil 20 \cdot \sqrt{3 \cdot \pi \cdot n} \cdot (\frac{4}{3})^n \rceil$ und $3 \cdot n$

$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}bc)(a\bar{b}c)(\bar{a}\bar{b}c)(ab\bar{c})(\bar{a}b\bar{c})(a\bar{b}\bar{c})(\bar{a}\bar{b}\bar{c})$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}bc)(a\bar{b}c)(\bar{a}\bar{b}c)(ab\bar{c})(\bar{a}b\bar{c})(a\bar{b}\bar{c})(\bar{a}\bar{b}\bar{c}) = F \quad \alpha = 010$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}bc)(a\bar{b}c)(\bar{a}\bar{b}c)(ab\bar{c})(\bar{a}b\bar{c})(a\bar{b}\bar{c})(\bar{a}\bar{b}\bar{c}) = F \quad \alpha = 110$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}bc)(a\bar{b}c)(\bar{a}\bar{b}c)(ab\bar{c})(\bar{a}b\bar{c})(a\bar{b}\bar{c})(\bar{a}\bar{b}\bar{c}) = F \quad \alpha = 100$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}bc)(a\bar{b}c)(\bar{a}\bar{b}c)(ab\bar{c})(\bar{a}b\bar{c})(a\bar{b}\bar{c})(\bar{a}\bar{b}\bar{c}) = F \quad \alpha = 101$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}bc)(a\bar{b}c)(\bar{a}\bar{b}c)(ab\bar{c})(\bar{a}b\bar{c})(a\bar{b}\bar{c})(\bar{a}\bar{b}\bar{c}) = F \quad \alpha = 111$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}bc)(a\bar{b}c)(\bar{a}\bar{b}c)(ab\bar{c})(\bar{a}b\bar{c})(a\bar{b}\bar{c})(\bar{a}\bar{b}\bar{c}) = F \quad \alpha = 011$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}bc)(a\bar{b}c)(\bar{a}\bar{b}c)(ab\bar{c})(\bar{a}b\bar{c})(a\bar{b}\bar{c})(\bar{a}\bar{b}\bar{c}) = F \quad \alpha = 001$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}bc)(a\bar{b}c)(\bar{a}\bar{b}c)(ab\bar{c})(\bar{a}b\bar{c})(a\bar{b}\bar{c})(\bar{a}\bar{b}\bar{c}) = F \quad \alpha = 000$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}bc)(a\bar{b}c)(\bar{a}\bar{b}c)(ab\bar{c})(\bar{a}b\bar{c})(a\bar{b}\bar{c})(\bar{a}\bar{b}\bar{c}) = F \quad \alpha = 100$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}bc)(a\bar{b}c)(\bar{a}\bar{b}c)(ab\bar{c})(\bar{a}b\bar{c})(a\bar{b}\bar{c})(\bar{a}\bar{b}\bar{c}) = F \quad \alpha = 110$$

Einfaches erfüllbares Beispiel

$$\mathcal{F} = (abc)(\overline{a}bc)(a\overline{b}c)(\overline{a}\overline{b}c)(\overline{a}b\overline{c})(a\overline{b}\overline{c})(\overline{a}\overline{b}\overline{c})$$

Einfaches erfüllbares Beispiel

$\left\lceil 20 \cdot \sqrt{3 \cdot \pi \cdot n} \cdot (\frac{4}{3})^n \right\rceil$ und $3 \cdot n$

$$\mathcal{F} = (abc)(\overline{a}bc)(a\overline{b}c)(\overline{a}\overline{b}c)(\overline{a}b\overline{c})(a\overline{b}\overline{c})(\overline{a}\overline{b}\overline{c})$$

$$\mathcal{F} = (\textcolor{red}{a}b\textcolor{red}{c})(\overline{a}b\textcolor{red}{c})(\textcolor{red}{a\overline{b}c})(\overline{a}\textcolor{red}{\overline{b}c})(\overline{a}b\overline{c})(\textcolor{red}{a\overline{b}}\overline{c})(\overline{a}\textcolor{red}{\overline{b}}\overline{c}) = \textcolor{red}{F} \quad \alpha = 010$$

Einfaches erfüllbares Beispiel

$$\mathcal{F} = (abc)(\overline{a}bc)(a\overline{b}c)(\overline{a}\overline{b}c)(\overline{a}b\overline{c})(a\overline{b}\overline{c})(\overline{a}\overline{b}\overline{c})$$

$$\mathcal{F} = (abc)(\overline{a}bc)(a\overline{b}c)(\overline{a}\overline{b}c)(\overline{a}b\overline{c})(a\overline{b}\overline{c})(\overline{a}\overline{b}\overline{c}) = F \quad \alpha = 010$$

$$\mathcal{F} = (abc)(\overline{a}bc)(a\overline{b}c)(\overline{a}\overline{b}c)(\overline{a}b\overline{c})(a\overline{b}\overline{c})(\overline{a}\overline{b}\overline{c}) = F \quad \alpha = 110$$

Einfaches erfüllbares Beispiel

$$\mathcal{F} = (abc)(\overline{a}bc)(a\overline{b}c)(\overline{a}\overline{b}c)(\overline{a}b\overline{c})(a\overline{b}\overline{c})(\overline{a}\overline{b}\overline{c})$$

$$\mathcal{F} = (abc)(\overline{a}bc)(a\overline{b}c)(\overline{a}\overline{b}c)(\overline{a}b\overline{c})(a\overline{b}\overline{c})(\overline{a}\overline{b}\overline{c}) = F \quad \alpha = 010$$

$$\mathcal{F} = (abc)(\overline{a}bc)(a\overline{b}c)(\overline{a}\overline{b}c)(\overline{a}b\overline{c})(a\overline{b}\overline{c})(\overline{a}\overline{b}\overline{c}) = F \quad \alpha = 110$$

$$\mathcal{F} = (abc)(\overline{a}bc)(a\overline{b}c)(\overline{a}\overline{b}c)(\overline{a}b\overline{c})(a\overline{b}\overline{c})(\overline{a}\overline{b}\overline{c}) = F \quad \alpha = 100$$

Einfaches erfüllbares Beispiel

$\lceil 20 \cdot \sqrt{3 \cdot \pi \cdot n} \cdot (\frac{4}{3})^n \rceil$ und $3 \cdot n$

$$\mathcal{F} = (abc)(\overline{a}bc)(a\overline{b}c)(\overline{a}\overline{b}c)(\overline{a}b\overline{c})(a\overline{b}\overline{c})(\overline{a}\overline{b}\overline{c})$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\overline{a}bc)(a\overline{b}c)(\overline{a}\overline{b}c)(\overline{a}b\overline{c})(a\overline{b}\overline{c})(\overline{a}\overline{b}\overline{c}) = F \quad \alpha = 010$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\overline{a}bc)(a\overline{b}c)(\overline{a}\overline{b}c)(\overline{a}b\overline{c})(a\overline{b}\overline{c})(\overline{a}\overline{b}\overline{c}) = F \quad \alpha = 110$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\overline{a}bc)(a\overline{b}c)(\overline{a}\overline{b}c)(\overline{a}b\overline{c})(a\overline{b}\overline{c})(\overline{a}\overline{b}\overline{c}) = F \quad \alpha = 100$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\overline{a}bc)(a\overline{b}c)(\overline{a}\overline{b}c)(\overline{a}b\overline{c})(a\overline{b}\overline{c})(\overline{a}\overline{b}\overline{c}) = F \quad \alpha = 101$$

Einfaches erfüllbares Beispiel

$\lceil 20 \cdot \sqrt{3 \cdot \pi \cdot n} \cdot (\frac{4}{3})^n \rceil$ und $3 \cdot n$

$$\mathcal{F} = (abc)(\overline{a}bc)(a\overline{b}c)(\overline{a}\overline{b}c)(\overline{a}b\overline{c})(a\overline{b}\overline{c})(\overline{a}\overline{b}\overline{c})$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\overline{a}bc)(a\overline{b}c)(\overline{a}\overline{b}c)(\overline{a}b\overline{c})(a\overline{b}\overline{c})(\overline{a}\overline{b}\overline{c}) = F \quad \alpha = 010$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\overline{a}bc)(a\overline{b}c)(\overline{a}\overline{b}c)(\overline{a}b\overline{c})(a\overline{b}\overline{c})(\overline{a}\overline{b}\overline{c}) = F \quad \alpha = 110$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\overline{a}bc)(a\overline{b}c)(\overline{a}\overline{b}c)(\overline{a}b\overline{c})(a\overline{b}\overline{c})(\overline{a}\overline{b}\overline{c}) = F \quad \alpha = 100$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\overline{a}bc)(a\overline{b}c)(\overline{a}\overline{b}c)(\overline{a}b\overline{c})(a\overline{b}\overline{c})(\overline{a}\overline{b}\overline{c}) = F \quad \alpha = 101$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\overline{a}bc)(a\overline{b}c)(\overline{a}\overline{b}c)(\overline{a}b\overline{c})(a\overline{b}\overline{c})(\overline{a}\overline{b}\overline{c}) = F \quad \alpha = 111$$

Einfaches erfüllbares Beispiel

$\lceil 20 \cdot \sqrt{3 \cdot \pi \cdot n} \cdot (\frac{4}{3})^n \rceil$ und $3 \cdot n$

$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}bc)(a\bar{b}c)(\bar{a}\bar{b}c)(\bar{a}b\bar{c})(a\bar{b}\bar{c})(\bar{a}\bar{b}\bar{c})$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}bc)(a\bar{b}c)(\bar{a}\bar{b}c)(\bar{a}b\bar{c})(a\bar{b}\bar{c})(\bar{a}\bar{b}\bar{c}) = F \quad \alpha = 010$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}bc)(a\bar{b}c)(\bar{a}\bar{b}c)(\bar{a}b\bar{c})(a\bar{b}\bar{c})(\bar{a}\bar{b}\bar{c}) = F \quad \alpha = 110$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}bc)(a\bar{b}c)(\bar{a}\bar{b}c)(\bar{a}b\bar{c})(a\bar{b}\bar{c})(\bar{a}\bar{b}\bar{c}) = F \quad \alpha = 100$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}bc)(a\bar{b}c)(\bar{a}\bar{b}c)(\bar{a}b\bar{c})(a\bar{b}\bar{c})(\bar{a}\bar{b}\bar{c}) = F \quad \alpha = 101$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}bc)(a\bar{b}c)(\bar{a}\bar{b}c)(\bar{a}b\bar{c})(a\bar{b}\bar{c})(\bar{a}\bar{b}\bar{c}) = F \quad \alpha = 111$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}bc)(a\bar{b}c)(\bar{a}\bar{b}c)(\bar{a}b\bar{c})(a\bar{b}\bar{c})(\bar{a}\bar{b}\bar{c}) = F \quad \alpha = 011$$

Einfaches erfüllbares Beispiel

$\left\lceil 20 \cdot \sqrt{3 \cdot \pi \cdot n} \cdot (\frac{4}{3})^n \right\rceil$ und $3 \cdot n$

$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}bc)(a\bar{b}c)(\bar{a}\bar{b}c)(\bar{a}b\bar{c})(a\bar{b}\bar{c})(\bar{a}\bar{b}\bar{c})$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}bc)(a\bar{b}c)(\bar{a}\bar{b}c)(\bar{a}b\bar{c})(a\bar{b}\bar{c})(\bar{a}\bar{b}\bar{c}) = F \quad \alpha = 010$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}bc)(a\bar{b}c)(\bar{a}\bar{b}c)(\bar{a}b\bar{c})(a\bar{b}\bar{c})(\bar{a}\bar{b}\bar{c}) = F \quad \alpha = 110$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}bc)(a\bar{b}c)(\bar{a}\bar{b}c)(\bar{a}b\bar{c})(a\bar{b}\bar{c})(\bar{a}\bar{b}\bar{c}) = F \quad \alpha = 100$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}bc)(a\bar{b}c)(\bar{a}\bar{b}c)(\bar{a}b\bar{c})(a\bar{b}\bar{c})(\bar{a}\bar{b}\bar{c}) = F \quad \alpha = 101$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}bc)(a\bar{b}c)(\bar{a}\bar{b}c)(\bar{a}b\bar{c})(a\bar{b}\bar{c})(\bar{a}\bar{b}\bar{c}) = F \quad \alpha = 111$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}bc)(a\bar{b}c)(\bar{a}\bar{b}c)(\bar{a}b\bar{c})(a\bar{b}\bar{c})(\bar{a}\bar{b}\bar{c}) = F \quad \alpha = 011$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}bc)(a\bar{b}c)(\bar{a}\bar{b}c)(\bar{a}b\bar{c})(a\bar{b}\bar{c})(\bar{a}\bar{b}\bar{c}) = T \quad \alpha = 001$$

Einfaches erfüllbares Beispiel

$\lceil 20 \cdot \sqrt{3 \cdot \pi \cdot n} \cdot (\frac{4}{3})^n \rceil$ und $3 \cdot n$

$$\mathcal{F} = (abc)(\overline{a}bc)(a\overline{b}c)(\overline{a}\overline{b}c)(\overline{a}b\overline{c})(a\overline{b}\overline{c})(\overline{a}\overline{b}\overline{c})$$

$$\mathcal{F} = (abc)(\overline{a}bc)(a\overline{b}c)(\overline{a}\overline{b}c)(\overline{a}b\overline{c})(a\overline{b}\overline{c})(\overline{a}\overline{b}\overline{c}) = F \quad \alpha = 010$$

$$\mathcal{F} = (abc)(\overline{a}bc)(a\overline{b}c)(\overline{a}\overline{b}c)(\overline{a}b\overline{c})(a\overline{b}\overline{c})(\overline{a}\overline{b}\overline{c}) = F \quad \alpha = 110$$

$$\mathcal{F} = (abc)(\overline{a}bc)(a\overline{b}c)(\overline{a}\overline{b}c)(\overline{a}b\overline{c})(a\overline{b}\overline{c})(\overline{a}\overline{b}\overline{c}) = F \quad \alpha = 100$$

$$\mathcal{F} = (abc)(\overline{a}bc)(a\overline{b}c)(\overline{a}\overline{b}c)(\overline{a}b\overline{c})(a\overline{b}\overline{c})(\overline{a}\overline{b}\overline{c}) = F \quad \alpha = 101$$

$$\mathcal{F} = (abc)(\overline{a}bc)(a\overline{b}c)(\overline{a}\overline{b}c)(\overline{a}b\overline{c})(a\overline{b}\overline{c})(\overline{a}\overline{b}\overline{c}) = F \quad \alpha = 111$$

$$\mathcal{F} = (abc)(\overline{a}bc)(a\overline{b}c)(\overline{a}\overline{b}c)(\overline{a}b\overline{c})(a\overline{b}\overline{c})(\overline{a}\overline{b}\overline{c}) = F \quad \alpha = 011$$

$$\mathcal{F} = (abc)(\overline{a}bc)(a\overline{b}c)(\overline{a}\overline{b}c)(\overline{a}b\overline{c})(a\overline{b}\overline{c})(\overline{a}\overline{b}\overline{c}) = T \quad \alpha = 001$$

Beispiel

$\left\lceil 20 \cdot \sqrt{3 \cdot \pi \cdot n} \cdot (\frac{4}{3})^n \right\rceil$ und $3 \cdot n$

$$\mathcal{F} = (abc)(\overline{a}\overline{b}d)(a\overline{b}e)(\overline{bd}e)(\overline{a}d\overline{e})(c\overline{d}e)(\overline{a}b\overline{c})(ab\overline{c})(\overline{b}\overline{c}d)$$

Beispiel

$\left\lceil 20 \cdot \sqrt{3 \cdot \pi \cdot n} \cdot \left(\frac{4}{3}\right)^n \right\rceil$ und $3 \cdot n$

$$\mathcal{F} = (abc)(\overline{a}\overline{b}d)(a\overline{b}e)(\overline{b}\overline{d}e)(\overline{a}d\overline{e})(c\overline{d}e)(\overline{a}b\overline{c})(ab\overline{c})(\overline{b}\overline{c}d)$$

$$\mathcal{F} = ({\color{red}a}b{\color{red}c})(\overline{a}{\color{red}\overline{b}}d)({\color{red}a\overline{b}e})({\color{red}\overline{b}\overline{d}}e)(\overline{a}d\overline{e})({\color{red}c\overline{d}e})(\overline{a}b\overline{c})({\color{red}a}b\overline{c})({\color{red}\overline{b}}\overline{c}d) = {\color{red}F} \quad \alpha = 01010$$

Beispiel (1. Lokale Suche)

$\left\lceil 20 \cdot \sqrt{3 \cdot \pi \cdot n} \cdot (\frac{4}{3})^n \right\rceil$ und $3 \cdot n$

$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}\bar{b}d)(a\bar{b}e)(\overline{bd}e)(\bar{a}d\bar{e})(c\bar{d}e)(\bar{a}b\bar{c})(ab\bar{c})(\bar{b}\bar{c}d)$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}\bar{b}d)(a\bar{b}e)(\overline{bd}e)(\bar{a}d\bar{e})(c\bar{d}e)(\bar{a}b\bar{c})(ab\bar{c})(\bar{b}\bar{c}d) = F \quad \alpha = 01010$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}\bar{b}d)(a\bar{b}e)(\overline{bd}e)(\bar{a}d\bar{e})(c\bar{d}e)(\bar{a}b\bar{c})(ab\bar{c})(\bar{b}\bar{c}d) = F \quad \alpha = 11010$$

Beispiel (1. Lokale Suche)

$\left\lceil 20 \cdot \sqrt{3 \cdot \pi \cdot n} \cdot (\frac{4}{3})^n \right\rceil$ und $3 \cdot n$

$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}\bar{b}d)(a\bar{b}e)(\overline{bd}e)(\bar{a}d\bar{e})(c\bar{d}e)(\bar{a}b\bar{c})(ab\bar{c})(\bar{b}\bar{c}d)$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}\bar{b}d)(a\bar{b}e)(\overline{bd}e)(\bar{a}d\bar{e})(c\bar{d}e)(\bar{a}b\bar{c})(ab\bar{c})(\bar{b}\bar{c}d) = F \quad \alpha = 01010$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}\bar{b}d)(a\bar{b}e)(\overline{bd}e)(\bar{a}d\bar{e})(c\bar{d}e)(\bar{a}b\bar{c})(ab\bar{c})(\bar{b}\bar{c}d) = F \quad \alpha = 11010$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}\bar{b}d)(a\bar{b}e)(\overline{bd}e)(\bar{a}d\bar{e})(c\bar{d}e)(\bar{a}b\bar{c})(ab\bar{c})(\bar{b}\bar{c}d) = F \quad \alpha = 10010$$

Beispiel (1. Lokale Suche)

$\lceil 20 \cdot \sqrt{3 \cdot \pi \cdot n} \cdot (\frac{4}{3})^n \rceil$ und $3 \cdot n$

$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}\bar{b}d)(a\bar{b}e)(\bar{b}\bar{d}e)(\bar{a}d\bar{e})(c\bar{d}e)(\bar{a}b\bar{c})(ab\bar{c})(\bar{b}\bar{c}d)$$

$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}\bar{b}d)(a\bar{b}e)(\bar{b}\bar{d}e)(\bar{a}d\bar{e})(c\bar{d}e)(\bar{a}b\bar{c})(ab\bar{c})(\bar{b}\bar{c}d) = F \quad \alpha = 01010$$

$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}\bar{b}d)(a\bar{b}e)(\bar{b}\bar{d}e)(\bar{a}d\bar{e})(c\bar{d}e)(\bar{a}b\bar{c})(ab\bar{c})(\bar{b}\bar{c}d) = F \quad \alpha = 11010$$

$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}\bar{b}d)(a\bar{b}e)(\bar{b}\bar{d}e)(\bar{a}d\bar{e})(c\bar{d}e)(\bar{a}b\bar{c})(ab\bar{c})(\bar{b}\bar{c}d) = F \quad \alpha = 10010$$

$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}\bar{b}d)(a\bar{b}e)(\bar{b}\bar{d}e)(\bar{a}d\bar{e})(c\bar{d}e)(\bar{a}b\bar{c})(ab\bar{c})(\bar{b}\bar{c}d) = F \quad \alpha = 10110$$

Beispiel (1. Lokale Suche)

$\left\lceil 20 \cdot \sqrt{3 \cdot \pi \cdot n} \cdot (\frac{4}{3})^n \right\rceil$ und $3 \cdot n$

$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}\bar{b}d)(a\bar{b}e)(\bar{b}\bar{d}e)(\bar{a}d\bar{e})(c\bar{d}e)(\bar{a}b\bar{c})(ab\bar{c})(\bar{b}\bar{c}d)$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}\bar{b}d)(a\bar{b}e)(\bar{b}\bar{d}e)(\bar{a}d\bar{e})(c\bar{d}e)(\bar{a}b\bar{c})(ab\bar{c})(\bar{b}\bar{c}d) = F \quad \alpha = 01010$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}\bar{b}d)(a\bar{b}e)(\bar{b}\bar{d}e)(\bar{a}d\bar{e})(c\bar{d}e)(\bar{a}b\bar{c})(ab\bar{c})(\bar{b}\bar{c}d) = F \quad \alpha = 11010$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}\bar{b}d)(a\bar{b}e)(\bar{b}\bar{d}e)(\bar{a}d\bar{e})(c\bar{d}e)(\bar{a}b\bar{c})(ab\bar{c})(\bar{b}\bar{c}d) = F \quad \alpha = 10010$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}\bar{b}d)(a\bar{b}e)(\bar{b}\bar{d}e)(\bar{a}d\bar{e})(c\bar{d}e)(\bar{a}b\bar{c})(ab\bar{c})(\bar{b}\bar{c}d) = F \quad \alpha = 10110$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}\bar{b}d)(a\bar{b}e)(\bar{b}\bar{d}e)(\bar{a}d\bar{e})(c\bar{d}e)(\bar{a}b\bar{c})(ab\bar{c})(\bar{b}\bar{c}d) = F \quad \alpha = 11110$$

Beispiel (1. Lokale Suche)

$\left\lceil 20 \cdot \sqrt{3 \cdot \pi \cdot n} \cdot (\frac{4}{3})^n \right\rceil$ **und** $3 \cdot n$

$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}\bar{b}d)(a\bar{b}e)(\bar{b}\bar{d}e)(\bar{a}d\bar{e})(c\bar{d}e)(\bar{a}b\bar{c})(ab\bar{c})(\bar{b}\bar{c}d)$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}\bar{b}d)(a\bar{b}e)(\bar{b}\bar{d}e)(\bar{a}d\bar{e})(c\bar{d}e)(\bar{a}b\bar{c})(ab\bar{c})(\bar{b}\bar{c}d) = F \quad \alpha = 01010$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}\bar{b}d)(a\bar{b}e)(\bar{b}\bar{d}e)(\bar{a}d\bar{e})(c\bar{d}e)(\bar{a}b\bar{c})(ab\bar{c})(\bar{b}\bar{c}d) = F \quad \alpha = 11010$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}\bar{b}d)(a\bar{b}e)(\bar{b}\bar{d}e)(\bar{a}d\bar{e})(c\bar{d}e)(\bar{a}b\bar{c})(ab\bar{c})(\bar{b}\bar{c}d) = F \quad \alpha = 10010$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}\bar{b}d)(a\bar{b}e)(\bar{b}\bar{d}e)(\bar{a}d\bar{e})(c\bar{d}e)(\bar{a}b\bar{c})(ab\bar{c})(\bar{b}\bar{c}d) = F \quad \alpha = 10110$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}\bar{b}d)(a\bar{b}e)(\bar{b}\bar{d}e)(\bar{a}d\bar{e})(c\bar{d}e)(\bar{a}b\bar{c})(ab\bar{c})(\bar{b}\bar{c}d) = F \quad \alpha = 11110$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}\bar{b}d)(a\bar{b}e)(\bar{b}\bar{d}e)(\bar{a}d\bar{e})(c\bar{d}e)(\bar{a}b\bar{c})(ab\bar{c})(\bar{b}\bar{c}d) = F \quad \alpha = 11100$$

Beispiel (1. Lokale Suche)

$\left\lceil 20 \cdot \sqrt{3 \cdot \pi \cdot n} \cdot \left(\frac{4}{3}\right)^n \right\rceil$ und $3 \cdot n$

$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d)$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 01010$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 11010$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 10010$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 10110$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 11110$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 11100$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 01100$$

Beispiel (1. Lokale Suche)

$\left\lceil 20 \cdot \sqrt{3 \cdot \pi \cdot n} \cdot (\frac{4}{3})^n \right\rceil$ und $3 \cdot n$

$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d)$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 01010$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 11010$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 10010$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 10110$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 11110$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 11100$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 01100$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 00100$$

Beispiel (1. Lokale Suche)

$\lceil 20 \cdot \sqrt{3 \cdot \pi \cdot n} \cdot (\frac{4}{3})^n \rceil$ **und** $3 \cdot n$

$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(a b\bar c)(\bar b\bar c d)$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(a b\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 01010$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(a b\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 11010$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(a b\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 10010$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(a b\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 10110$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(a b\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 11110$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(a b\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 11100$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(a b\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 01100$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(a b\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 00100$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(a b\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 00000$$

Beispiel (1. Lokale Suche)

$\left\lceil 20 \cdot \sqrt{3 \cdot \pi \cdot n} \cdot \left(\frac{4}{3}\right)^n \right\rceil$ und $3 \cdot n$

$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d)$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 01010$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 11010$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 10010$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 10110$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 11110$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 11100$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 01100$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 00100$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 00000$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 01000$$

Beispiel (1. Lokale Suche)

$\left\lceil 20 \cdot \sqrt{3 \cdot \pi \cdot n} \cdot (\frac{4}{3})^n \right\rceil$ und $3 \cdot n$

$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d)$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 01010$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 11010$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 10010$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 10110$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 11110$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 11100$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 01100$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 00100$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 00000$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 01000$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 11000$$

Beispiel (1. Lokale Suche)

$\lceil 20 \cdot \sqrt{3 \cdot \pi \cdot n} \cdot (\frac{4}{3})^n \rceil$ und $3 \cdot n$

$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar bd)(a\bar be)(\bar b\bar de)(\bar ad\bar e)(c\bar de)(\bar ab\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar cd)$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar bd)(a\bar be)(\bar b\bar de)(\bar ad\bar e)(c\bar de)(\bar ab\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar cd) = F \quad \alpha = 01010$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar bd)(a\bar be)(\bar b\bar de)(\bar ad\bar e)(c\bar de)(\bar ab\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar cd) = F \quad \alpha = 11010$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar bd)(a\bar be)(\bar b\bar de)(\bar ad\bar e)(c\bar de)(\bar ab\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar cd) = F \quad \alpha = 10010$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar bd)(a\bar be)(\bar b\bar de)(\bar ad\bar e)(c\bar de)(\bar ab\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar cd) = F \quad \alpha = 10110$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar bd)(a\bar be)(\bar b\bar de)(\bar ad\bar e)(c\bar de)(\bar ab\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar cd) = F \quad \alpha = 11110$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar bd)(a\bar be)(\bar b\bar de)(\bar ad\bar e)(c\bar de)(\bar ab\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar cd) = F \quad \alpha = 11100$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar bd)(a\bar be)(\bar b\bar de)(\bar ad\bar e)(c\bar de)(\bar ab\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar cd) = F \quad \alpha = 01100$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar bd)(a\bar be)(\bar b\bar de)(\bar ad\bar e)(c\bar de)(\bar ab\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar cd) = F \quad \alpha = 00100$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar bd)(a\bar be)(\bar b\bar de)(\bar ad\bar e)(c\bar de)(\bar ab\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar cd) = F \quad \alpha = 00000$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar bd)(a\bar be)(\bar b\bar de)(\bar ad\bar e)(c\bar de)(\bar ab\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar cd) = F \quad \alpha = 01000$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar bd)(a\bar be)(\bar b\bar de)(\bar ad\bar e)(c\bar de)(\bar ab\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar cd) = F \quad \alpha = 11000$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar bd)(a\bar be)(\bar b\bar de)(\bar ad\bar e)(c\bar de)(\bar ab\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar cd) = F \quad \alpha = 11010$$

Beispiel (1. Lokale Suche) $\left\lceil 20 \cdot \sqrt{3 \cdot \pi \cdot n} \cdot (\frac{4}{3})^n \right\rceil$ und $3 \cdot n$

$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d)$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 01010$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 11010$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 10010$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 10110$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 11110$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 11100$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 01100$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 00100$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 00000$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 01000$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 11000$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 11010$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 10010$$

Beispiel (1. Lokale Suche)

$\left\lceil 20 \cdot \sqrt{3 \cdot \pi \cdot n} \cdot \left(\frac{4}{3}\right)^n \right\rceil$ und $3 \cdot n$

$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d)$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 01010$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 11010$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 10010$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 10110$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 11110$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 11100$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 01100$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 00100$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 00000$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 01000$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 11000$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 11010$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 10010$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 10110$$

Beispiel (1. Lokale Suche)

$\left\lceil 20 \cdot \sqrt{3 \cdot \pi \cdot n} \cdot \left(\frac{4}{3}\right)^n \right\rceil$ und $3 \cdot n$

$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}\bar{b}d)(a\bar{b}e)(\bar{b}\bar{d}e)(\bar{a}d\bar{e})(c\bar{d}e)(\bar{a}b\bar{c})(ab\bar{c})(\bar{b}\bar{c}d)$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}\bar{b}d)(a\bar{b}e)(\bar{b}\bar{d}e)(\bar{a}d\bar{e})(c\bar{d}e)(\bar{a}b\bar{c})(ab\bar{c})(\bar{b}\bar{c}d) = F \quad \alpha = 01010$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}\bar{b}d)(a\bar{b}e)(\bar{b}\bar{d}e)(\bar{a}d\bar{e})(c\bar{d}e)(\bar{a}b\bar{c})(ab\bar{c})(\bar{b}\bar{c}d) = F \quad \alpha = 11010$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}\bar{b}d)(a\bar{b}e)(\bar{b}\bar{d}e)(\bar{a}d\bar{e})(c\bar{d}e)(\bar{a}b\bar{c})(ab\bar{c})(\bar{b}\bar{c}d) = F \quad \alpha = 10010$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}\bar{b}d)(a\bar{b}e)(\bar{b}\bar{d}e)(\bar{a}d\bar{e})(c\bar{d}e)(\bar{a}b\bar{c})(ab\bar{c})(\bar{b}\bar{c}d) = F \quad \alpha = 10110$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}\bar{b}d)(a\bar{b}e)(\bar{b}\bar{d}e)(\bar{a}d\bar{e})(c\bar{d}e)(\bar{a}b\bar{c})(ab\bar{c})(\bar{b}\bar{c}d) = F \quad \alpha = 11110$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}\bar{b}d)(a\bar{b}e)(\bar{b}\bar{d}e)(\bar{a}d\bar{e})(c\bar{d}e)(\bar{a}b\bar{c})(ab\bar{c})(\bar{b}\bar{c}d) = F \quad \alpha = 11100$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}\bar{b}d)(a\bar{b}e)(\bar{b}\bar{d}e)(\bar{a}d\bar{e})(c\bar{d}e)(\bar{a}b\bar{c})(ab\bar{c})(\bar{b}\bar{c}d) = F \quad \alpha = 01100$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}\bar{b}d)(a\bar{b}e)(\bar{b}\bar{d}e)(\bar{a}d\bar{e})(c\bar{d}e)(\bar{a}b\bar{c})(ab\bar{c})(\bar{b}\bar{c}d) = F \quad \alpha = 00100$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}\bar{b}d)(a\bar{b}e)(\bar{b}\bar{d}e)(\bar{a}d\bar{e})(c\bar{d}e)(\bar{a}b\bar{c})(ab\bar{c})(\bar{b}\bar{c}d) = F \quad \alpha = 00000$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}\bar{b}d)(a\bar{b}e)(\bar{b}\bar{d}e)(\bar{a}d\bar{e})(c\bar{d}e)(\bar{a}b\bar{c})(ab\bar{c})(\bar{b}\bar{c}d) = F \quad \alpha = 01000$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}\bar{b}d)(a\bar{b}e)(\bar{b}\bar{d}e)(\bar{a}d\bar{e})(c\bar{d}e)(\bar{a}b\bar{c})(ab\bar{c})(\bar{b}\bar{c}d) = F \quad \alpha = 11000$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}\bar{b}d)(a\bar{b}e)(\bar{b}\bar{d}e)(\bar{a}d\bar{e})(c\bar{d}e)(\bar{a}b\bar{c})(ab\bar{c})(\bar{b}\bar{c}d) = F \quad \alpha = 11010$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}\bar{b}d)(a\bar{b}e)(\bar{b}\bar{d}e)(\bar{a}d\bar{e})(c\bar{d}e)(\bar{a}b\bar{c})(ab\bar{c})(\bar{b}\bar{c}d) = F \quad \alpha = 10010$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}\bar{b}d)(a\bar{b}e)(\bar{b}\bar{d}e)(\bar{a}d\bar{e})(c\bar{d}e)(\bar{a}b\bar{c})(ab\bar{c})(\bar{b}\bar{c}d) = F \quad \alpha = 10110$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}\bar{b}d)(a\bar{b}e)(\bar{b}\bar{d}e)(\bar{a}d\bar{e})(c\bar{d}e)(\bar{a}b\bar{c})(ab\bar{c})(\bar{b}\bar{c}d) = F \quad \alpha = 00110$$

Beispiel (1. Lokale Suche)

$\left\lceil 20 \cdot \sqrt{3 \cdot \pi \cdot n} \cdot \left(\frac{4}{3}\right)^n \right\rceil$ und $3 \cdot n$

$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d)$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 01010$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 11010$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 10010$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 10110$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 11110$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 11100$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 01100$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 00100$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 00000$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 01000$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 11000$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 11010$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 10010$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 10110$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 00110$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 10110$$

Beispiel (1. Lokale Suche)

$\left\lceil 20 \cdot \sqrt{3 \cdot \pi \cdot n} \cdot \left(\frac{4}{3}\right)^n \right\rceil$ und $3 \cdot n$

$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d)$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 01010$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 11010$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 10010$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 10110$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 11110$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 11100$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 01100$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 00100$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 00000$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 01000$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 11000$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 11010$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 10010$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 10110$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 00110$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a\bar b d)(a\bar b e)(\bar b\bar d e)(\bar a d\bar e)(c\bar d e)(\bar a b\bar c)(ab\bar c)(\bar b\bar c d) = F \quad \alpha = 10110$$

Beispiel (2. Lokale Suche)

$\left\lceil 20 \cdot \sqrt{3 \cdot \pi \cdot n} \cdot \left(\frac{4}{3}\right)^n \right\rceil$ und $3 \cdot n$

$$\mathcal{F} = (abc)(\overline{a}\overline{b}d)(a\overline{b}e)(\overline{b}\overline{d}e)(\overline{a}d\overline{e})(c\overline{d}e)(\overline{a}b\overline{c})(ab\overline{c})(\overline{b}\overline{c}d)$$

Beispiel (2. Lokale Suche)

$\left\lceil 20 \cdot \sqrt{3 \cdot \pi \cdot n} \cdot \left(\frac{4}{3}\right)^n \right\rceil$ **und** $3 \cdot n$

$$\mathcal{F} = (abc)(\bar a \bar b d)(a \bar b e)(\bar b \bar d e)(\bar a d \bar e)(c \bar d e)(\bar a b \bar c)(ab \bar c)(\bar b \bar c d)$$
$$\mathcal{F} = (a{\color{red}bc})({\color{red}\bar a \bar b d})(a \bar b e)(\bar b \bar d e)({\color{red}\bar a d \bar e})(c \bar d e)({\color{red}\bar a b \bar c})(a{\color{red}b \bar c})(\bar b{\color{red}\bar c d}) = {\color{red}F} \quad \alpha = 10101$$

Beispiel (2. Lokale Suche)

$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}\bar{b}d)(a\bar{b}e)(\overline{bd}e)(\bar{a}d\bar{e})(c\bar{d}e)(\bar{a}b\bar{c})(ab\bar{c})(\bar{b}\bar{c}d)$$

$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}\bar{b}d)(a\bar{b}e)(\overline{bd}e)(\bar{a}d\bar{e})(c\bar{d}e)(\bar{a}b\bar{c})(ab\bar{c})(\bar{b}\bar{c}d) = F \quad \alpha = 10101$$

$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}\bar{b}d)(a\bar{b}e)(\overline{bd}e)(\bar{a}d\bar{e})(c\bar{d}e)(\bar{a}b\bar{c})(ab\bar{c})(\bar{b}\bar{c}d) = F \quad \alpha = 00101$$

Beispiel (2. Lokale Suche)

$\lceil 20 \cdot \sqrt{3 \cdot \pi \cdot n} \cdot (\frac{4}{3})^n \rceil$ und $3 \cdot n$

$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}\bar{b}d)(a\bar{b}e)(\bar{b}\bar{d}e)(\bar{a}d\bar{e})(c\bar{d}e)(\bar{a}b\bar{c})(ab\bar{c})(\bar{b}\bar{c}d)$$

$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}\bar{b}d)(a\bar{b}e)(\bar{b}\bar{d}e)(\bar{a}d\bar{e})(c\bar{d}e)(\bar{a}b\bar{c})(ab\bar{c})(\bar{b}\bar{c}d) = F \quad \alpha = 10101$$

$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}\bar{b}d)(a\bar{b}e)(\bar{b}\bar{d}e)(\bar{a}d\bar{e})(c\bar{d}e)(\bar{a}b\bar{c})(ab\bar{c})(\bar{b}\bar{c}d) = F \quad \alpha = 00101$$

$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}\bar{b}d)(a\bar{b}e)(\bar{b}\bar{d}e)(\bar{a}d\bar{e})(c\bar{d}e)(\bar{a}b\bar{c})(ab\bar{c})(\bar{b}\bar{c}d) = F \quad \alpha = 01101$$

Beispiel (2. Lokale Suche)

$\lceil 20 \cdot \sqrt{3 \cdot \pi \cdot n} \cdot (\frac{4}{3})^n \rceil$ und $3 \cdot n$

$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}\bar{b}d)(a\bar{b}e)(\bar{b}\bar{d}e)(\bar{a}d\bar{e})(c\bar{d}e)(\bar{a}b\bar{c})(ab\bar{c})(\bar{b}\bar{c}d)$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}\bar{b}d)(a\bar{b}e)(\bar{b}\bar{d}e)(\bar{a}d\bar{e})(c\bar{d}e)(\bar{a}b\bar{c})(ab\bar{c})(\bar{b}\bar{c}d) = F \quad \alpha = 10101$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}\bar{b}d)(a\bar{b}e)(\bar{b}\bar{d}e)(\bar{a}d\bar{e})(c\bar{d}e)(\bar{a}b\bar{c})(ab\bar{c})(\bar{b}\bar{c}d) = F \quad \alpha = 00101$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}\bar{b}d)(a\bar{b}e)(\bar{b}\bar{d}e)(\bar{a}d\bar{e})(c\bar{d}e)(\bar{a}b\bar{c})(ab\bar{c})(\bar{b}\bar{c}d) = F \quad \alpha = 01101$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}\bar{b}d)(a\bar{b}e)(\bar{b}\bar{d}e)(\bar{a}d\bar{e})(c\bar{d}e)(\bar{a}b\bar{c})(ab\bar{c})(\bar{b}\bar{c}d) = T \quad \alpha = 01001$$

Beispiel (2. Lokale Suche)

$\lceil 20 \cdot \sqrt{3 \cdot \pi \cdot n} \cdot (\frac{4}{3})^n \rceil$ und $3 \cdot n$

$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}\bar{b}d)(a\bar{b}e)(\overline{bd}e)(\bar{a}d\bar{e})(c\bar{d}e)(\bar{a}b\bar{c})(ab\bar{c})(\bar{b}\bar{c}d)$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}\bar{b}d)(a\bar{b}e)(\overline{bd}e)(\bar{a}d\bar{e})(c\bar{d}e)(\bar{a}b\bar{c})(ab\bar{c})(\bar{b}\bar{c}d) = F \quad \alpha = 10101$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}\bar{b}d)(a\bar{b}e)(\overline{bd}e)(\bar{a}d\bar{e})(c\bar{d}e)(\bar{a}b\bar{c})(ab\bar{c})(\bar{b}\bar{c}d) = F \quad \alpha = 00101$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}\bar{b}d)(a\bar{b}e)(\overline{bd}e)(\bar{a}d\bar{e})(c\bar{d}e)(\bar{a}b\bar{c})(ab\bar{c})(\bar{b}\bar{c}d) = F \quad \alpha = 01101$$
$$\mathcal{F} = (abc)(\bar{a}\bar{b}d)(a\bar{b}e)(\overline{bd}e)(\bar{a}d\bar{e})(c\bar{d}e)(\bar{a}b\bar{c})(ab\bar{c})(\bar{b}\bar{c}d) = T \quad \alpha = 01001$$

Laufzeit

$\left\lceil 20 \cdot \sqrt{3 \cdot \pi \cdot n} \cdot (\frac{4}{3})^n \right\rceil$ **und** $3 \cdot n$

Theorem

Der Algorithmus von Schöning hat eine Laufzeit von $O(m \cdot n^{3/2} \cdot (4/3)^n)$. Nur wenn $\mathcal{F}$ erfüllbar ist, kann der Algorithmus eine fehlerhafte Ausgabe abliefern.

Beweis:

Laufzeit

$\lceil 20 \cdot \sqrt{3 \cdot \pi \cdot n} \cdot (\frac{4}{3})^n \rceil$ und $3 \cdot n$

Theorem

Der Algorithmus von Schöning hat eine Laufzeit von $O(m \cdot n^{3/2} \cdot (4/3)^n)$. Nur wenn $\mathcal{F}$ erfüllbar ist, kann der Algorithmus eine fehlerhafte Ausgabe abliefern.

Beweis:

Laufzeit

Theorem

Der Algorithmus von Schöning hat eine Laufzeit von $O(m \cdot n^{3/2} \cdot (4/3)^n)$. Nur wenn $\mathcal{F}$ erfüllbar ist, kann der Algorithmus eine fehlerhafte Ausgabe abliefern.

Beweis:

- Äußere Schleife: $\lceil 20 \cdot \sqrt{3 \cdot \pi \cdot n} \cdot (\frac{4}{3})^n \rceil$

Laufzeit

Theorem

Der Algorithmus von Schöning hat eine Laufzeit von $O(m \cdot n^{3/2} \cdot (4/3)^n)$. Nur wenn $\mathcal{F}$ erfüllbar ist, kann der Algorithmus eine fehlerhafte Ausgabe abliefern.

Beweis:

- Äußere Schleife: $\lceil 20 \cdot \sqrt{3 \cdot \pi \cdot n} \cdot (\frac{4}{3})^n \rceil$
- Innere Schleife: $3 \cdot n$

Laufzeit

Theorem

Der Algorithmus von Schöning hat eine Laufzeit von $O(m \cdot n^{3/2} \cdot (4/3)^n)$. Nur wenn $\mathcal{F}$ erfüllbar ist, kann der Algorithmus eine fehlerhafte Ausgabe abliefern.

Beweis:

- Äußere Schleife: $\lceil 20 \cdot \sqrt{3 \cdot \pi \cdot n} \cdot (\frac{4}{3})^n \rceil$
- Innere Schleife: $3 \cdot n$
- Test einer Belegung: $|F| = 3 \cdot m$.

Laufzeit

Theorem

Der Algorithmus von Schöning hat eine Laufzeit von $O(m \cdot n^{3/2} \cdot (4/3)^n)$. Nur wenn $\mathcal{F}$ erfüllbar ist, kann der Algorithmus eine fehlerhafte Ausgabe abliefern.

Beweis:

- Äußere Schleife: $\lceil 20 \cdot \sqrt{3 \cdot \pi \cdot n} \cdot (\frac{4}{3})^n \rceil$
- Innere Schleife: $3 \cdot n$
- Test einer Belegung: $|F| = 3 \cdot m$.
- Zusammengefasst:

$$\begin{aligned} & O(3 \cdot m \cdot \lceil 20 \cdot \sqrt{3 \cdot \pi \cdot n} \cdot (\tfrac{4}{3})^n \rceil \cdot 3 \cdot n) \\ = \; & O(m \cdot \sqrt{n} \cdot (\tfrac{4}{3})^n \cdot n) \\ = \; & O(m \cdot n^{3/2} \cdot (\tfrac{4}{3})^n) = O(m \cdot 1.334^n) \end{aligned}$$

Laufzeit

Theorem

Der Algorithmus von Schöning hat eine Laufzeit von $O(m \cdot n^{3/2} \cdot (4/3)^n)$. Nur wenn $\mathcal{F}$ erfüllbar ist, kann der Algorithmus eine fehlerhafte Ausgabe abliefern.

Beweis:

- Äußere Schleife: $\lceil 20 \cdot \sqrt{3 \cdot \pi \cdot n} \cdot (\frac{4}{3})^n \rceil$
- Innere Schleife: $3 \cdot n$
- Test einer Belegung: $|F| = 3 \cdot m$.
- Zusammengefasst:

$$\begin{aligned} & O(3 \cdot m \cdot \lceil 20 \cdot \sqrt{3 \cdot \pi \cdot n} \cdot (\tfrac{4}{3})^n \rceil \cdot 3 \cdot n) \\ = \quad & O(m \cdot \sqrt{n} \cdot (\tfrac{4}{3})^n \cdot n) \\ = \quad & O(m \cdot n^{3/2} \cdot (\tfrac{4}{3})^n) = O(m \cdot 1.334^n) \end{aligned}$$

- Falls $\mathcal{F}$ nicht erfüllbar ist, so gibt der Algorithmus von Schöning das richtige Ergebnis aus.

Laufzeit

Theorem

Der Algorithmus von Schöning hat eine Laufzeit von $O(m \cdot n^{3/2} \cdot (4/3)^n)$. Nur wenn $\mathcal{F}$ erfüllbar ist, kann der Algorithmus eine fehlerhafte Ausgabe abliefern.

Beweis:

- Äußere Schleife: $\lceil 20 \cdot \sqrt{3 \cdot \pi \cdot n} \cdot (\frac{4}{3})^n \rceil$
- Innere Schleife: $3 \cdot n$
- Test einer Belegung: $|F| = 3 \cdot m$.
- Zusammengefasst:

$$\begin{aligned} & O(3 \cdot m \cdot \lceil 20 \cdot \sqrt{3 \cdot \pi \cdot n} \cdot (\tfrac{4}{3})^n \rceil \cdot 3 \cdot n) \\ = \quad & O(m \cdot \sqrt{n} \cdot (\tfrac{4}{3})^n \cdot n) \\ = \quad & O(m \cdot n^{3/2} \cdot (\tfrac{4}{3})^n) = O(m \cdot 1.334^n) \end{aligned}$$

- Falls $\mathcal{F}$ nicht erfüllbar ist, so gibt der Algorithmus von Schöning das richtige Ergebnis aus.

Fehlerwahrscheinlichkeit

$\lceil 20 \cdot \sqrt{3 \cdot \pi \cdot n} \cdot (\frac{4}{3})^n \rceil$ und $3 \cdot n$

Theorem

Falls $\mathcal{F}$ erfüllbar ist, so ist die Fehlerwahrscheinlichkeit: $5 \cdot 10^{-5}$.

Beweis:

Fehlerwahrscheinlichkeit

Theorem

Falls $\mathcal{F}$ erfüllbar ist, so ist die Fehlerwahrscheinlichkeit: $5 \cdot 10^{-5}$.

Beweis:

Fehlerwahrscheinlichkeit

Theorem

Falls $\mathcal{F}$ erfüllbar ist, so ist die Fehlerwahrscheinlichkeit: $5 \cdot 10^{-5}$.

Beweis:

- Sei $\mathcal{F}$ erfüllbar und α^* eine erfüllende Belegung.

Fehlerwahrscheinlichkeit

Theorem

Falls $\mathcal{F}$ erfüllbar ist, so ist die Fehlerwahrscheinlichkeit: $5 \cdot 10^{-5}$.

Beweis:

- Sei $\mathcal{F}$ erfüllbar und α^* eine erfüllende Belegung.
- Sei p_l die Wahrscheinlichkeit, dass eine lokale Suche α^* findet.

Fehlerwahrscheinlichkeit

Theorem

Falls $\mathcal{F}$ erfüllbar ist, so ist die Fehlerwahrscheinlichkeit: $5 \cdot 10^{-5}$.

Beweis:

- Sei $\mathcal{F}$ erfüllbar und α^* eine erfüllende Belegung.
- Sei p_l die Wahrscheinlichkeit, dass eine lokale Suche α^* findet.
- Damit ist p_l auch eine unteres Schranke zum Finden einer erfüllenden Belegung mit einer lokalen Suche.

Fehlerwahrscheinlichkeit

Theorem

Falls $\mathcal{F}$ erfüllbar ist, so ist die Fehlerwahrscheinlichkeit: $5 \cdot 10^{-5}$.

Beweis:

- Sei $\mathcal{F}$ erfüllbar und α^* eine erfüllende Belegung.
- Sei p_l die Wahrscheinlichkeit, dass eine lokale Suche α^* findet.
- Damit ist p_l auch eine unteres Schranke zum Finden einer erfüllenden Belegung mit einer lokalen Suche.
- Wir werden im Folgenden zeigen:

$$p_l \geqslant \frac{1}{2 \cdot \sqrt{3 \cdot \pi \cdot n}} \cdot \left(\frac{3}{4}\right)^n.$$

Fehlerwahrscheinlichkeit

Theorem

Falls $\mathcal{F}$ erfüllbar ist, so ist die Fehlerwahrscheinlichkeit: $5 \cdot 10^{-5}$.

Beweis:

- Sei $\mathcal{F}$ erfüllbar und α^* eine erfüllende Belegung.
- Sei p_l die Wahrscheinlichkeit, dass eine lokale Suche α^* findet.
- Damit ist p_l auch eine unteres Schranke zum Finden einer erfüllenden Belegung mit einer lokalen Suche.
- Wir werden im Folgenden zeigen:

$$p_l \geqslant \frac{1}{2 \cdot \sqrt{3 \cdot \pi \cdot n}} \cdot \left(\frac{3}{4}\right)^n.$$

Beweis

Zeige: $p_I \geqslant \frac{1}{2 \cdot \sqrt{3 \cdot \pi \cdot n}} \cdot (3/4)^n$

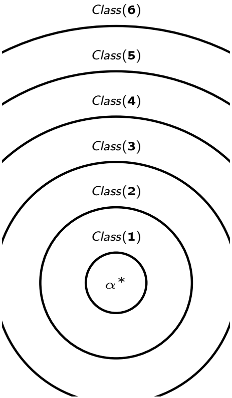
Beweis

Zeige: $p_l \geqslant \frac{1}{2 \cdot \sqrt{3 \cdot \pi \cdot n}} \cdot (3/4)^n$

- Der Abstand zwischen zwei Belegungen α und β ist die Anzahl der unterschiedlichen Bits.

Beweis

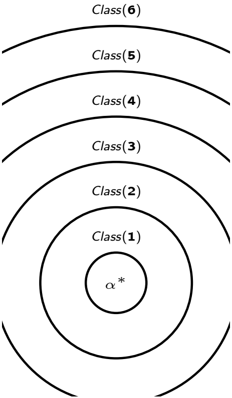
Zeige: $p_I \geqslant \frac{1}{2 \cdot \sqrt{3 \cdot \pi \cdot n}} \cdot (3/4)^n$



- Der Abstand zwischen zwei Belegungen α und β ist die Anzahl der unterschiedlichen Bits.
- D.h. $\text{dist}(\alpha, \beta) = \#_1(\alpha \oplus \beta)$.

Beweis

Zeige: $p_I \geqslant \frac{1}{2 \cdot \sqrt{3 \cdot \pi \cdot n}} \cdot (3/4)^n$

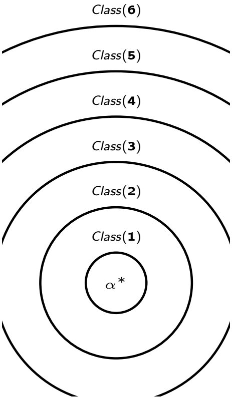


- Der Abstand zwischen zwei Belegungen α und β ist die Anzahl der unterschiedlichen Bits.
- D.h. $\text{dist}(\alpha, \beta) = \#_1(\alpha \oplus \beta)$.
- Definiere:

$$Class(j) = \{\beta \in \{0,1\}^n \mid \text{dist}(\alpha^*, \beta) = j\}.$$

Beweis

Zeige: $p_I \geqslant \frac{1}{2 \cdot \sqrt{3 \cdot \pi \cdot n}} \cdot (3/4)^n$



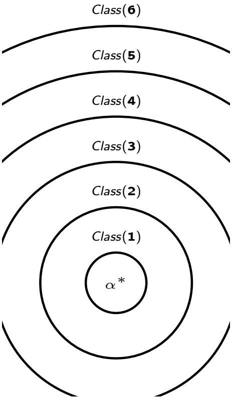
- Der Abstand zwischen zwei Belegungen α und β ist die Anzahl der unterschiedlichen Bits.
- D.h. $\text{dist}(\alpha, \beta) = \#_1(\alpha \oplus \beta)$.
- Definiere:

$$Class(j) = \{\beta \in \{0,1\}^n \mid \text{dist}(\alpha^*, \beta) = j\}.$$

- Damit sind alle Belegungen in $n+1$ viele Klassen eingeteilt worden.

Beweis

Zeige: $p_l \geqslant \frac{1}{2\cdot\sqrt{3\cdot\pi\cdot n}}\cdot(3/4)^n$



- Der Abstand zwischen zwei Belegungen α und β ist die Anzahl der unterschiedlichen Bits.
- D.h. $\mathrm{dist}(\alpha,\beta) = \#_1(\alpha \oplus \beta)$.
- Definiere:

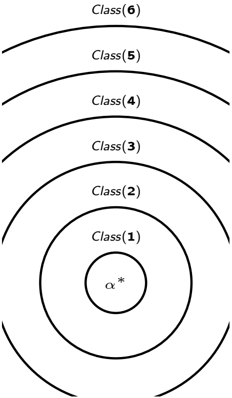
$$Class(j) = \{\beta \in \{0,1\}^n \mid \mathrm{dist}(\alpha^*,\beta) = j\}.$$

- Damit sind alle Belegungen in $n+1$ viele Klassen eingeteilt worden.
- Und es gilt für $j \in \{0,1,\ldots,n\}$:

$$|Class(j)| = \binom{n}{j}.$$

Beweis

Zeige: $p_l \geqslant \frac{1}{2\cdot\sqrt{3\cdot\pi\cdot n}} \cdot (3/4)^n$



- Der Abstand zwischen zwei Belegungen α und β ist die Anzahl der unterschiedlichen Bits.
- D.h. $\mathrm{dist}(\alpha, \beta) = \#_1(\alpha \oplus \beta)$.
- Definiere:

$$Class(j) = \{\beta \in \{0,1\}^n \mid \mathrm{dist}(\alpha^*, \beta) = j\}.$$

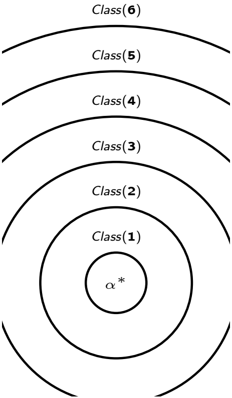
- Damit sind alle Belegungen in $n+1$ viele Klassen eingeteilt worden.
- Und es gilt für $j \in \{0, 1, \ldots, n\}$:

$$|Class(j)| = \binom{n}{j}.$$

- Die Wahrscheinlichkeit zufällig ein Element aus $Class(j)$ zu wählen ist $p_j = \binom{n}{j} \cdot 2^{-n}$.

Beweis

Zeige: $p_l \geqslant \frac{1}{2\cdot\sqrt{3\cdot\pi\cdot n}} \cdot (3/4)^n$



- Der Abstand zwischen zwei Belegungen α und β ist die Anzahl der unterschiedlichen Bits.
- D.h. $\text{dist}(\alpha, \beta) = \#_1(\alpha \oplus \beta)$.
- Definiere:

$$\mathit{Class}(j) = \{\beta \in \{0,1\}^n \mid \text{dist}(\alpha^*, \beta) = j\}.$$

- Damit sind alle Belegungen in $n+1$ viele Klassen eingeteilt worden.
- Und es gilt für $j \in \{0, 1, \ldots, n\}$:

$$|\mathit{Class}(j)| = \binom{n}{j}.$$

- Die Wahrscheinlichkeit zufällig ein Element aus $\mathit{Class}(j)$ zu wählen ist $p_j = \binom{n}{j} \cdot 2^{-n}$.

Beweis

Zeige: $p_l \geqslant \frac{1}{2\cdot\sqrt{3\cdot\pi\cdot n}} \cdot (3/4)^n$, **es gilt:** $p_j = \binom{n}{j} \cdot 2^{-n}$

- In der lokalen Suche wird eine unerfüllte Klausel C betrachtet.

Beweis

Zeige: $p_l \geqslant \frac{1}{2\cdot\sqrt{3\cdot\pi\cdot n}} \cdot (3/4)^n$, **es gilt:** $p_j = \binom{n}{j} \cdot 2^{-n}$

- In der lokalen Suche wird eine unerfüllte Klausel C betrachtet.
- Alle Variablen in C erfüllen diese nicht.

Beweis

Zeige: $p_l \geqslant \frac{1}{2\cdot\sqrt{3\cdot\pi\cdot n}}\cdot(3/4)^n$, **es gilt:** $p_j = \binom{n}{j}\cdot 2^{-n}$

- In der lokalen Suche wird eine unerfüllte Klausel C betrachtet.
- Alle Variablen in C erfüllen diese nicht.
- In α^* erfüllt eine Variable die Klausel C.

Beweis

Zeige: $p_l \geqslant \frac{1}{2\cdot\sqrt{3\cdot\pi\cdot n}} \cdot (3/4)^n$, **es gilt:** $p_j = \binom{n}{j} \cdot 2^{-n}$

- In der lokalen Suche wird eine unerfüllte Klausel C betrachtet.
- Alle Variablen in C erfüllen diese nicht.
- In α^* erfüllt eine Variable die Klausel C.
- Also ist bei zufälliger Auswahl, die Wahrscheinlichkeit diese zu treffen, mindestens $1/3$.

Beweis

Zeige: $p_l \geqslant \frac{1}{2\cdot\sqrt{3\cdot\pi\cdot n}} \cdot (3/4)^n$, es gilt: $p_j = \binom{n}{j} \cdot 2^{-n}$

- In der lokalen Suche wird eine unerfüllte Klausel C betrachtet.
- Alle Variablen in C erfüllen diese nicht.
- In α^* erfüllt eine Variable die Klausel C.
- Also ist bei zufälliger Auswahl, die Wahrscheinlichkeit diese zu treffen, mindestens $1/3$.
- Damit ist die Wahrscheinlichkeit von $\mathit{Class}(j)$ nach $\mathit{Class}(j-1)$ zu kommen mindestens $1/3$.

Beweis

Zeige: $p_l \geqslant \frac{1}{2\cdot\sqrt{3\cdot\pi\cdot n}} \cdot (3/4)^n$, **es gilt:** $p_j = \binom{n}{j} \cdot 2^{-n}$

- In der lokalen Suche wird eine unerfüllte Klausel C betrachtet.
- Alle Variablen in C erfüllen diese nicht.
- In α^* erfüllt eine Variable die Klausel C.
- Also ist bei zufälliger Auswahl, die Wahrscheinlichkeit diese zu treffen, mindestens $1/3$.
- Damit ist die Wahrscheinlichkeit von $Class(j)$ nach $Class(j-1)$ zu kommen mindestens $1/3$.
- Die Wahrscheinlichkeit von $Class(j)$ nach $Class(j+1)$ zu kommen ist höchstens $2/3$.

Beweis

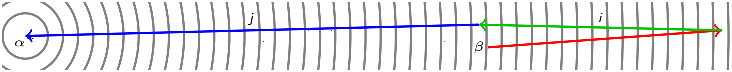
Zeige: $p_l \geqslant \frac{1}{2\cdot\sqrt{3\cdot\pi\cdot n}} \cdot (3/4)^n$, **es gilt:** $p_j = \binom{n}{j} \cdot 2^{-n}$

- In der lokalen Suche wird eine unerfüllte Klausel C betrachtet.
- Alle Variablen in C erfüllen diese nicht.
- In α^* erfüllt eine Variable die Klausel C.
- Also ist bei zufälliger Auswahl, die Wahrscheinlichkeit diese zu treffen, mindestens $1/3$.
- Damit ist die Wahrscheinlichkeit von $\mathit{Class}(j)$ nach $\mathit{Class}(j-1)$ zu kommen mindestens $1/3$.
- Die Wahrscheinlichkeit von $\mathit{Class}(j)$ nach $\mathit{Class}(j+1)$ zu kommen ist höchstens $2/3$.

Beweis

Zeige: $p_l \geqslant \frac{1}{2\cdot\sqrt{3\cdot\pi\cdot n}} \cdot (3/4)^n$, es gilt: $p_j = \binom{n}{j} \cdot 2^{-n}$

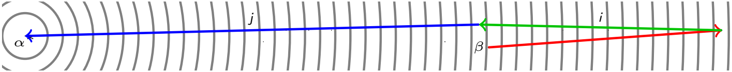
- Sei nun $q_{j,i}$ die Wahrscheinlichkeit von $Class(j)$ in $j + 2 \cdot i$ Schritten α^* zu erreichen.



Beweis

Zeige: $p_l \geqslant \frac{1}{2\cdot\sqrt{3\cdot\pi\cdot n}} \cdot (3/4)^n$, **es gilt:** $p_j = \binom{n}{j} \cdot 2^{-n}$

- Sei nun $q_{j,i}$ die Wahrscheinlichkeit von $Class(j)$ in $j + 2 \cdot i$ Schritten α^* zu erreichen.



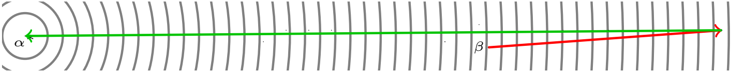
- Dann gilt:

$$q_{j,i} = \binom{j+2\cdot i}{i} \cdot \frac{j}{j+2\cdot i} \cdot \left(\frac{1}{3}\right)^{j+i} \cdot \left(\frac{2}{3}\right)^{i}.$$

Beweis

Zeige: $p_l \geqslant \frac{1}{2\cdot\sqrt{3\cdot\pi\cdot n}}\cdot(3/4)^n$, **es gilt:** $p_j = \binom{n}{j}\cdot 2^{-n}$

- Sei nun $q_{j,i}$ die Wahrscheinlichkeit von $Class(j)$ in $j+2\cdot i$ Schritten α^* zu erreichen.



- Dann gilt:

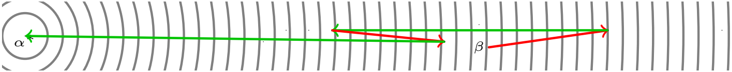
$$q_{j,i} = \binom{j+2\cdot i}{i}\cdot\frac{j}{j+2\cdot i}\cdot\left(\frac{1}{3}\right)^{j+i}\cdot\left(\frac{2}{3}\right)^{i}.$$

  - Beachte: $\binom{j+2\cdot i}{i}\cdot\frac{j}{j+2\cdot i}$ ist die Anzahl der möglichen Sprünge in Richtung α^*.

Beweis

Zeige: $p_l \geqslant \frac{1}{2\cdot\sqrt{3\cdot\pi\cdot n}} \cdot (3/4)^n$, **es gilt:** $p_j = \binom{n}{j} \cdot 2^{-n}$

- Sei nun $q_{j,i}$ die Wahrscheinlichkeit von $Class(j)$ in $j + 2 \cdot i$ Schritten α^* zu erreichen.



- Dann gilt:

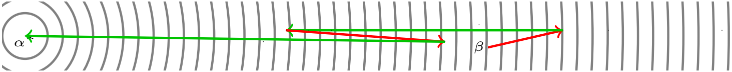
$$q_{j,i} = \binom{j+2\cdot i}{i} \cdot \frac{j}{j+2\cdot i} \cdot \left(\frac{1}{3}\right)^{j+i} \cdot \left(\frac{2}{3}\right)^{i}.$$

  - Beachte: $\binom{j+2\cdot i}{i} \cdot \frac{j}{j+2\cdot i}$ ist die Anzahl der möglichen Sprünge in Richtung α^*.
  - D.h. die Anzahl der Zeichenketten der Länge $j + 2 \cdot i$ aus Zeichen $+, -$.

Beweis

Zeige: $p_l \geqslant \frac{1}{2\cdot\sqrt{3\cdot\pi\cdot n}} \cdot (3/4)^n$, **es gilt:** $p_j = \binom{n}{j} \cdot 2^{-n}$

- Sei nun $q_{j,i}$ die Wahrscheinlichkeit von $Class(j)$ in $j+2\cdot i$ Schritten α^* zu erreichen.



- Dann gilt:

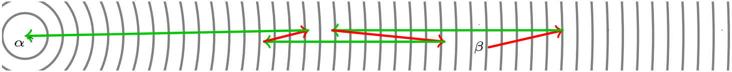
$$q_{j,i} = \binom{j+2\cdot i}{i} \cdot \frac{j}{j+2\cdot i} \cdot \left(\frac{1}{3}\right)^{j+i} \cdot \left(\frac{2}{3}\right)^{i}.$$

  - Beachte: $\binom{j+2\cdot i}{i} \cdot \frac{j}{j+2\cdot i}$ ist die Anzahl der möglichen Sprünge in Richtung α^*.
  - D.h. die Anzahl der Zeichenketten der Länge $j+2\cdot i$ aus Zeichen $+,-$.
  - Dabei steht "$+$" für einen Sprung in Richtung α^*.

Beweis

Zeige: $p_l \geqslant \frac{1}{2\cdot\sqrt{3\cdot\pi\cdot n}}\cdot(3/4)^n$, **es gilt:** $p_j = \binom{n}{j}\cdot 2^{-n}$

- Sei nun $q_{j,i}$ die Wahrscheinlichkeit von $Class(j)$ in $j+2\cdot i$ Schritten α^* zu erreichen.



- Dann gilt:

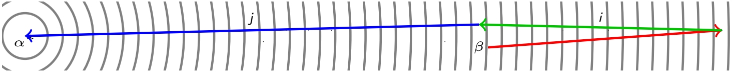
$$q_{j,i} = \binom{j+2\cdot i}{i}\cdot\frac{j}{j+2\cdot i}\cdot\left(\frac{1}{3}\right)^{j+i}\cdot\left(\frac{2}{3}\right)^{i}.$$

  - Beachte: $\binom{j+2\cdot i}{i}\cdot\frac{j}{j+2\cdot i}$ ist die Anzahl der möglichen Sprünge in Richtung α^*.
  - D.h. die Anzahl der Zeichenketten der Länge $j+2\cdot i$ aus Zeichen $+,-$.
  - Dabei steht "$+$" für einen Sprung in Richtung α^*.
  - Jeder Suffix muss mehr $+$ als $-$ beinhalten.

Beweis

Zeige: $p_I \geqslant \frac{1}{2\cdot\sqrt{3\cdot\pi\cdot n}} \cdot (3/4)^n$, es gilt: $p_j = \binom{n}{j} \cdot 2^{-n}$

- Sei nun $q_{j,i}$ die Wahrscheinlichkeit von $Class(j)$ in $j + 2\cdot i$ Schritten α^* zu erreichen.



- Dann gilt:

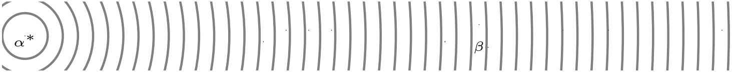
$$q_{j,i} = \binom{j+2\cdot i}{i} \cdot \frac{j}{j+2\cdot i} \cdot \left(\frac{1}{3}\right)^{j+i} \cdot \left(\frac{2}{3}\right)^{i}.$$

  - Beachte: $\binom{j+2\cdot i}{i} \cdot \frac{j}{j+2\cdot i}$ ist die Anzahl der möglichen Sprünge in Richtung α^*.
  - D.h. die Anzahl der Zeichenketten der Länge $j + 2\cdot i$ aus Zeichen $+, -$.
  - Dabei steht "$+$" für einen Sprung in Richtung α^*.
  - Jeder Suffix muss mehr $+$ als $-$ beinhalten.
  - Die Anzahl der Zeichen $-$ ist i.

Beweis

Zeige: $p_l \geqslant \frac{1}{2\cdot\sqrt{3\cdot\pi\cdot n}} \cdot (3/4)^n$, **es gilt:** $p_j = \binom{n}{j} \cdot 2^{-n}$

- Sei nun $q_{j,i}$ die Wahrscheinlichkeit von $Class(j)$ in $j + 2 \cdot i$ Schritten α^* zu erreichen.



- Dann gilt:

$$q_{j,i} = \binom{j+2\cdot i}{i} \cdot \frac{j}{j+2\cdot i} \cdot \left(\frac{1}{3}\right)^{j+i} \cdot \left(\frac{2}{3}\right)^{i}.$$

  - Beachte: $\binom{j+2\cdot i}{i} \cdot \frac{j}{j+2\cdot i}$ ist die Anzahl der möglichen Sprünge in Richtung α^*.
  - D.h. die Anzahl der Zeichenketten der Länge $j + 2 \cdot i$ aus Zeichen $+, -$.
  - Dabei steht "$+$" für einen Sprung in Richtung α^*.
  - Jeder Suffix muss mehr $+$ als $-$ beinhalten.
  - Die Anzahl der Zeichen $-$ ist i.

Beweis

Zeige: $p_I \geqslant \frac{1}{2\cdot\sqrt{3\cdot\pi\cdot n}} \cdot (3/4)^n$, **es gilt**: $p_j = \binom{n}{j} \cdot 2^{-n}$ **und** $r! \sim \sqrt{2\pi r}(r/e)^r$

- Die Wahrscheinlichkeit q_j aus $Class(j)$ das α^* zu erreichen ist $q_j = \sum_{i=0}^{j} q_{j,i}$.

Beweis

Zeige: $p_l \geqslant \frac{1}{2\cdot\sqrt{3\cdot\pi\cdot n}}\cdot(3/4)^n$, **es gilt:** $p_j = \binom{n}{j}\cdot 2^{-n}$ **und** $r! \sim \sqrt{2\pi r}(r/e)^r$

- Die Wahrscheinlichkeit q_j aus $Class(j)$ das α^* zu erreichen ist $q_j = \sum_{i=0}^{j} q_{j,i}$.
  - Beachte: In der inneren Schleife werden $3 \cdot n$ viele Schritte gemacht.

Beweis

Zeige: $p_l \geqslant \frac{1}{2 \cdot \sqrt{3 \cdot \pi \cdot n}} \cdot (3/4)^n$, **es gilt:** $p_j = \binom{n}{j} \cdot 2^{-n}$ **und** $r! \sim \sqrt{2\pi r}(r/e)^r$

- Die Wahrscheinlichkeit q_j aus $Class(j)$ das α^* zu erreichen ist $q_j = \sum_{i=0}^{j} q_{j,i}$.
  - Beachte: In der inneren Schleife werden $3 \cdot n$ viele Schritte gemacht.
  - D.h. $j \in \{0, 1, \cdots, n\}$ und $i \leqslant j$.

Beweis

Zeige: $p_l \geqslant \frac{1}{2\cdot\sqrt{3\cdot\pi\cdot n}}\cdot(3/4)^n$, **es gilt:** $p_j = \binom{n}{j}\cdot 2^{-n}$ **und** $r! \sim \sqrt{2\pi r}(r/e)^r$

- Die Wahrscheinlichkeit q_j aus $Class(j)$ das α^* zu erreichen ist $q_j = \sum_{i=0}^{j} q_{j,i}$.
  - Beachte: In der inneren Schleife werden $3\cdot n$ viele Schritte gemacht.
  - D.h. $j \in \{0,1,\cdots,n\}$ und $i \leqslant j$.
- Damit gilt:

$$q_j \quad \geqslant \quad \sum_{i=0}^{j}\left[\binom{j+2\cdot i}{i}\cdot\frac{j}{j+2\cdot i}\cdot\left(\frac{1}{3}\right)^{j+i}\cdot\left(\frac{2}{3}\right)^{i}\right]$$

Beweis

Zeige: $p_l \geqslant \frac{1}{2\cdot\sqrt{3\cdot\pi\cdot n}} \cdot (3/4)^n$, **es gilt:** $p_j = \binom{n}{j} \cdot 2^{-n}$ **und** $r! \sim \sqrt{2\pi r}(r/e)^r$

- Die Wahrscheinlichkeit q_j aus *Class*(j) das α^* zu erreichen ist $q_j = \sum_{i=0}^{j} q_{j,i}$.
  - Beachte: In der inneren Schleife werden $3 \cdot n$ viele Schritte gemacht.
  - D.h. $j \in \{0, 1, \cdots, n\}$ und $i \leqslant j$.
- Damit gilt:

$$q_j \quad \geqslant \quad \sum_{i=0}^{j} \left[\binom{j+2\cdot i}{i} \cdot \frac{j}{j+2\cdot i} \cdot \left(\frac{1}{3}\right)^{j+i} \cdot \left(\frac{2}{3}\right)^{i} \right]$$

Beweis

Zeige: $p_l \geqslant \frac{1}{2\cdot\sqrt{3\cdot\pi\cdot n}}\cdot(3/4)^n$, **es gilt:** $p_j = \binom{n}{j}\cdot 2^{-n}$ **und** $r! \sim \sqrt{2\pi r}(r/e)^r$

- Die Wahrscheinlichkeit q_j aus $Class(j)$ das α^* zu erreichen ist $q_j = \sum_{i=0}^{j} q_{j,i}$.
  - Beachte: In der inneren Schleife werden $3\cdot n$ viele Schritte gemacht.
  - D.h. $j \in \{0,1,\cdots,n\}$ und $i \leqslant j$.
- Damit gilt:

$$\begin{aligned} q_j &\geqslant \sum_{i=0}^{j}\left[\binom{j+2\cdot i}{i}\cdot\frac{j}{j+2\cdot i}\cdot\left(\frac{1}{3}\right)^{j+i}\cdot\left(\frac{2}{3}\right)^{i}\right] \\ &\geqslant \frac{1}{3}\cdot\sum_{i=0}^{j}\left[\binom{j+2\cdot i}{i}\cdot\left(\frac{1}{3}\right)^{j+i}\cdot\left(\frac{2}{3}\right)^{i}\right] \end{aligned}$$

Beweis

Zeige: $p_l \geqslant \frac{1}{2\cdot\sqrt{3\cdot\pi\cdot n}}\cdot(3/4)^n$, **es gilt**: $p_j = \binom{n}{j}\cdot 2^{-n}$ **und** $r! \sim \sqrt{2\pi r}(r/e)^r$

- Die Wahrscheinlichkeit q_j aus *Class*(j) das α^* zu erreichen ist $q_j = \sum_{i=0}^{j} q_{j,i}$.
  - Beachte: In der inneren Schleife werden $3\cdot n$ viele Schritte gemacht.
  - D.h. $j \in \{0,1,\cdots,n\}$ und $i \leqslant j$.
- Damit gilt:

$$
\begin{aligned}
q_j &\geqslant \sum_{i=0}^{j}\left[\binom{j+2\cdot i}{i}\cdot\frac{j}{j+2\cdot i}\cdot\left(\frac{1}{3}\right)^{j+i}\cdot\left(\frac{2}{3}\right)^{i}\right] \\
&\geqslant \frac{1}{3}\cdot\sum_{i=0}^{j}\left[\binom{j+2\cdot i}{i}\cdot\left(\frac{1}{3}\right)^{j+i}\cdot\left(\frac{2}{3}\right)^{i}\right] \\
&> \frac{1}{3}\cdot\binom{3\cdot j}{j}\cdot\left(\frac{1}{3}\right)^{2\cdot j}\cdot\left(\frac{2}{3}\right)^{j}
\end{aligned}
$$

Beweis

Zeige: $p_l \geqslant \frac{1}{2\cdot\sqrt{3\cdot\pi\cdot n}}\cdot(3/4)^n$, **es gilt:** $p_j = \binom{n}{j}\cdot 2^{-n}$ **und** $r! \sim \sqrt{2\pi r}(r/e)^r$

- Die Wahrscheinlichkeit q_j aus $Class(j)$ das α^* zu erreichen ist $q_j = \sum_{i=0}^{j} q_{j,i}$.
  - Beachte: In der inneren Schleife werden $3\cdot n$ viele Schritte gemacht.
  - D.h. $j \in \{0,1,\cdots,n\}$ und $i \leqslant j$.
- Damit gilt:

$$\begin{aligned}
q_j &\geqslant \sum_{i=0}^{j}\left[\binom{j+2\cdot i}{i}\cdot\frac{j}{j+2\cdot i}\cdot\left(\frac{1}{3}\right)^{j+i}\cdot\left(\frac{2}{3}\right)^{i}\right]\\
&\geqslant \frac{1}{3}\cdot\sum_{i=0}^{j}\left[\binom{j+2\cdot i}{i}\cdot\left(\frac{1}{3}\right)^{j+i}\cdot\left(\frac{2}{3}\right)^{i}\right]\\
&> \frac{1}{3}\cdot\binom{3\cdot j}{j}\cdot\left(\frac{1}{3}\right)^{2\cdot j}\cdot\left(\frac{2}{3}\right)^{j}\\
&\geqslant \frac{1}{3}\cdot\frac{(3j)!}{(2j)!j!}\cdot\left(\frac{1}{3}\right)^{2\cdot j}\cdot\left(\frac{2}{3}\right)^{j}
\end{aligned}$$

Beweis

Zeige: $p_l \geqslant \frac{1}{2\cdot\sqrt{3\cdot\pi\cdot n}} \cdot (3/4)^n$, **es gilt:** $p_j = \binom{n}{j} \cdot 2^{-n}$ **und** $r! \sim \sqrt{2\pi r}(r/e)^r$

- Die Wahrscheinlichkeit q_j aus $Class(j)$ das α^* zu erreichen ist $q_j = \sum_{i=0}^{j} q_{j,i}$.
  - Beachte: In der inneren Schleife werden $3 \cdot n$ viele Schritte gemacht.
  - D.h. $j \in \{0, 1, \cdots, n\}$ und $i \leqslant j$.
- Damit gilt:

$$
\begin{aligned}
q_j &\geqslant \sum_{i=0}^{j} \left[\binom{j+2\cdot i}{i} \cdot \frac{j}{j+2\cdot i} \cdot \left(\frac{1}{3}\right)^{j+i} \cdot \left(\frac{2}{3}\right)^{i} \right] \\
&\geqslant \frac{1}{3} \cdot \sum_{i=0}^{j} \left[\binom{j+2\cdot i}{i} \cdot \left(\frac{1}{3}\right)^{j+i} \cdot \left(\frac{2}{3}\right)^{i} \right] \\
&> \frac{1}{3} \cdot \binom{3\cdot j}{j} \cdot \left(\frac{1}{3}\right)^{2\cdot j} \cdot \left(\frac{2}{3}\right)^{j} \\
&\geqslant \frac{1}{3} \cdot \frac{(3j)!}{(2j)!j!} \cdot \left(\frac{1}{3}\right)^{2\cdot j} \cdot \left(\frac{2}{3}\right)^{j} \\
&\sim \frac{1}{3} \cdot \frac{\sqrt{2\pi 3j}(3j/e)^{3j}}{\sqrt{2\pi 2j}(2j/e)^{2j}\sqrt{2\pi j}(j/e)^{j}} \cdot \left(\frac{1}{3}\right)^{2\cdot j} \cdot \left(\frac{2}{3}\right)^{j}
\end{aligned}
$$

Beweis

Zeige: $p_l \geqslant \frac{1}{2\cdot\sqrt{3\cdot\pi\cdot n}}\cdot(3/4)^n$, **es gilt:** $p_j = \binom{n}{j}\cdot 2^{-n}$ **und** $r! \sim \sqrt{2\pi r}(r/e)^r$

- Die Wahrscheinlichkeit q_j aus $Class(j)$ das α^* zu erreichen ist $q_j = \sum_{i=0}^{j} q_{j,i}$.
  - Beachte: In der inneren Schleife werden $3\cdot n$ viele Schritte gemacht.
  - D.h. $j \in \{0,1,\cdots,n\}$ und $i \leqslant j$.
- Damit gilt:

$$
\begin{aligned}
q_j &\geqslant \sum_{i=0}^{j}\left[\binom{j+2\cdot i}{i}\cdot\frac{j}{j+2\cdot i}\cdot\left(\frac{1}{3}\right)^{j+i}\cdot\left(\frac{2}{3}\right)^{i}\right]\\
&\geqslant \frac{1}{3}\cdot\sum_{i=0}^{j}\left[\binom{j+2\cdot i}{i}\cdot\left(\frac{1}{3}\right)^{j+i}\cdot\left(\frac{2}{3}\right)^{i}\right]\\
&> \frac{1}{3}\cdot\binom{3\cdot j}{j}\cdot\left(\frac{1}{3}\right)^{2\cdot j}\cdot\left(\frac{2}{3}\right)^{j}\\
&\geqslant \frac{1}{3}\cdot\frac{(3j)!}{(2j)!j!}\cdot\left(\frac{1}{3}\right)^{2\cdot j}\cdot\left(\frac{2}{3}\right)^{j}\\
&\sim \frac{1}{3}\cdot\frac{\sqrt{2\pi 3j}(3j/e)^{3j}}{\sqrt{2\pi 2j}(2j/e)^{2j}\sqrt{2\pi j}(j/e)^{j}}\cdot\left(\frac{1}{3}\right)^{2\cdot j}\cdot\left(\frac{2}{3}\right)^{j}\\
&= \frac{1}{3}\cdot\frac{\sqrt{3}}{2\sqrt{\pi j}}\cdot\frac{3^{3j}}{2^{2j}}\left(\frac{1}{3}\right)^{2\cdot j}\cdot\left(\frac{2}{3}\right)^{j}
\end{aligned}
$$

Beweis

Zeige: $p_l \geqslant \frac{1}{2\cdot\sqrt{3\cdot\pi\cdot n}}\cdot(3/4)^n$, **es gilt:** $p_j = \binom{n}{j}\cdot 2^{-n}$ **und** $r! \sim \sqrt{2\pi r}(r/e)^r$

- Die Wahrscheinlichkeit q_j aus $Class(j)$ das α^* zu erreichen ist $q_j = \sum_{i=0}^{j} q_{j,i}$.
  - Beachte: In der inneren Schleife werden $3\cdot n$ viele Schritte gemacht.
  - D.h. $j\in\{0,1,\cdots,n\}$ und $i\leqslant j$.
- Damit gilt:

$$
\begin{aligned}
q_j &\geqslant \sum_{i=0}^{j}\left[\binom{j+2\cdot i}{i}\cdot\frac{j}{j+2\cdot i}\cdot\left(\frac{1}{3}\right)^{j+i}\cdot\left(\frac{2}{3}\right)^{i}\right]\\
&\geqslant \frac{1}{3}\cdot\sum_{i=0}^{j}\left[\binom{j+2\cdot i}{i}\cdot\left(\frac{1}{3}\right)^{j+i}\cdot\left(\frac{2}{3}\right)^{i}\right]\\
&> \frac{1}{3}\cdot\binom{3\cdot j}{j}\cdot\left(\frac{1}{3}\right)^{2\cdot j}\cdot\left(\frac{2}{3}\right)^{j}\\
&\geqslant \frac{1}{3}\cdot\frac{(3j)!}{(2j)!j!}\cdot\left(\frac{1}{3}\right)^{2\cdot j}\cdot\left(\frac{2}{3}\right)^{j}\\
&\sim \frac{1}{3}\cdot\frac{\sqrt{2\pi 3j}(3j/e)^{3j}}{\sqrt{2\pi 2j}(2j/e)^{2j}\sqrt{2\pi j}(j/e)^{j}}\cdot\left(\frac{1}{3}\right)^{2\cdot j}\cdot\left(\frac{2}{3}\right)^{j}\\
&= \frac{1}{3}\cdot\frac{\sqrt{3}}{2\sqrt{\pi j}}\cdot\frac{3^{3j}}{2^{2j}}\left(\frac{1}{3}\right)^{2\cdot j}\cdot\left(\frac{2}{3}\right)^{j}\\
&= \frac{1}{2\cdot\sqrt{3\pi j}}\cdot\left(\frac{1}{2}\right)^{j}
\end{aligned}
$$

Beweis

Zeige: $p_l \geqslant \frac{1}{2\cdot\sqrt{3\cdot\pi\cdot n}}\cdot(3/4)^n$, **es gilt:** $p_j = \binom{n}{j}\cdot 2^{-n}$ **und** $r! \sim \sqrt{2\pi r}(r/e)^r$

- Die Wahrscheinlichkeit q_j aus *Class*(j) das α^* zu erreichen ist $q_j = \sum_{i=0}^{j} q_{j,i}$.
  - Beachte: In der inneren Schleife werden $3\cdot n$ viele Schritte gemacht.
  - D.h. $j \in \{0,1,\cdots,n\}$ und $i \leqslant j$.
- Damit gilt:

$$
\begin{array}{rcl}
q_j & \geqslant & \sum_{i=0}^{j}\left[\binom{j+2\cdot i}{i}\cdot\frac{j}{j+2\cdot i}\cdot\left(\frac{1}{3}\right)^{j+i}\cdot\left(\frac{2}{3}\right)^{i}\right] \\
 & \geqslant & \frac{1}{3}\cdot\sum_{i=0}^{j}\left[\binom{j+2\cdot i}{i}\cdot\left(\frac{1}{3}\right)^{j+i}\cdot\left(\frac{2}{3}\right)^{i}\right] \\
 & > & \frac{1}{3}\cdot\binom{3\cdot j}{j}\cdot\left(\frac{1}{3}\right)^{2\cdot j}\cdot\left(\frac{2}{3}\right)^{j} \\
 & \geqslant & \frac{1}{3}\cdot\frac{(3j)!}{(2j)!j!}\cdot\left(\frac{1}{3}\right)^{2\cdot j}\cdot\left(\frac{2}{3}\right)^{j} \\
 & \sim & \frac{1}{3}\cdot\frac{\sqrt{2\pi 3j}(3j/e)^{3j}}{\sqrt{2\pi 2j}(2j/e)^{2j}\sqrt{2\pi j}(j/e)^{j}}\cdot\left(\frac{1}{3}\right)^{2\cdot j}\cdot\left(\frac{2}{3}\right)^{j} \\
 & = & \frac{1}{3}\cdot\frac{\sqrt{3}}{2\sqrt{\pi j}}\cdot\frac{3^{3j}}{2^{2j}}\left(\frac{1}{3}\right)^{2\cdot j}\cdot\left(\frac{2}{3}\right)^{j} \\
 & = & \frac{1}{2\cdot\sqrt{3\pi j}}\cdot\left(\frac{1}{2}\right)^{j}
\end{array}
$$

Beweis

Zeige: $p_I \geqslant \frac{1}{2\cdot\sqrt{3\cdot\pi\cdot n}}\cdot(3/4)^n$, **es gilt:** $p_j = \binom{n}{j}\cdot 2^{-n}$ **und** $q_j > \frac{1}{2\cdot\sqrt{3\pi j}}\cdot\left(\frac{1}{2}\right)^j$

- Es gilt: $p \geqslant \sum_{j=0}^{n} p_j \cdot q_j$ damit erhalten wir:

$$p \geqslant \sum_{j=0}^{n}\left[\left(\frac{1}{2}\right)^n\cdot\binom{n}{j}\cdot\frac{1}{2\cdot\sqrt{3\pi j}}\cdot\left(\frac{1}{2}\right)^j\right]$$

Beweis

Zeige: $p_I \geqslant \frac{1}{2\cdot\sqrt{3\cdot\pi\cdot n}}\cdot(3/4)^n$, **es gilt:** $p_j = \binom{n}{j}\cdot 2^{-n}$ **und** $q_j > \frac{1}{2\cdot\sqrt{3\pi j}}\cdot\left(\frac{1}{2}\right)^j$

- Es gilt: $p \geqslant \sum_{j=0}^{n} p_j \cdot q_j$ damit erhalten wir:

$$p \geqslant \sum_{j=0}^{n}\left[\left(\frac{1}{2}\right)^n\cdot\binom{n}{j}\cdot\frac{1}{2\cdot\sqrt{3\pi j}}\cdot\left(\frac{1}{2}\right)^j\right]$$

Beweis

Zeige: $p_I \geqslant \frac{1}{2\cdot\sqrt{3\cdot\pi\cdot n}}\cdot(3/4)^n$, **es gilt:** $p_j = \binom{n}{j}\cdot 2^{-n}$ **und** $q_j > \frac{1}{2\cdot\sqrt{3\pi j}}\cdot\left(\frac{1}{2}\right)^j$

- Es gilt: $p \geqslant \sum_{j=0}^n p_j \cdot q_j$ damit erhalten wir:

$$\begin{aligned} p &\geqslant \sum_{j=0}^n \left[\left(\frac{1}{2}\right)^n \cdot \binom{n}{j} \cdot \frac{1}{2\cdot\sqrt{3\pi j}} \cdot \left(\frac{1}{2}\right)^j\right] \\ &\geqslant \frac{1}{2\cdot\sqrt{3\pi n}} \cdot \left(\frac{1}{2}\right)^n \cdot \sum_{j=0}^n \left[\binom{n}{j} \cdot \left(\frac{1}{2}\right)^j\right] \end{aligned}$$

Beweis

Zeige: $p_I \geqslant \frac{1}{2\cdot\sqrt{3\cdot\pi\cdot n}} \cdot (3/4)^n$, **es gilt**: $p_j = \binom{n}{j} \cdot 2^{-n}$ **und** $q_j > \frac{1}{2\cdot\sqrt{3\pi j}} \cdot \left(\frac{1}{2}\right)^j$

- Es gilt: $p \geqslant \sum_{j=0}^{n} p_j \cdot q_j$ damit erhalten wir:

$$\begin{aligned} p &\geqslant \sum_{j=0}^{n} \left[\left(\frac{1}{2}\right)^n \cdot \binom{n}{j} \cdot \frac{1}{2\cdot\sqrt{3\pi j}} \cdot \left(\frac{1}{2}\right)^j \right] \\ &\geqslant \frac{1}{2\cdot\sqrt{3\pi n}} \cdot \left(\frac{1}{2}\right)^n \cdot \sum_{j=0}^{n} \left[\binom{n}{j} \cdot \left(\frac{1}{2}\right)^j \right] \\ &= \frac{1}{2\cdot\sqrt{3\pi n}} \cdot \left(\frac{1}{2}\right)^n \cdot \left(1 + \frac{1}{2}\right)^n \end{aligned}$$

Beweis

Zeige: $p_I \geqslant \frac{1}{2\cdot\sqrt{3\cdot\pi\cdot n}} \cdot (3/4)^n$, es gilt: $p_j = \binom{n}{j} \cdot 2^{-n}$ und $q_j > \frac{1}{2\cdot\sqrt{3\pi j}} \cdot \left(\frac{1}{2}\right)^j$

- Es gilt: $p \geqslant \sum_{j=0}^n p_j \cdot q_j$ damit erhalten wir:

$$\begin{aligned}
p &\geqslant \sum_{j=0}^n \left[\left(\frac{1}{2}\right)^n \cdot \binom{n}{j} \cdot \frac{1}{2\cdot\sqrt{3\pi j}} \cdot \left(\frac{1}{2}\right)^j\right] \\
&\geqslant \frac{1}{2\cdot\sqrt{3\pi n}} \cdot \left(\frac{1}{2}\right)^n \cdot \sum_{j=0}^n \left[\binom{n}{j} \cdot \left(\frac{1}{2}\right)^j\right] \\
&= \frac{1}{2\cdot\sqrt{3\pi n}} \cdot \left(\frac{1}{2}\right)^n \cdot \left(1 + \frac{1}{2}\right)^n \\
&= \frac{1}{2\cdot\sqrt{3\pi n}} \cdot \left(\frac{3}{4}\right)^n = \tilde{p}
\end{aligned}$$

Beweis

Zeige: $p_l \geqslant \frac{1}{2\cdot\sqrt{3\cdot\pi\cdot n}} \cdot (3/4)^n$, **es gilt:** $p_j = \binom{n}{j} \cdot 2^{-n}$ **und** $q_j > \frac{1}{2\cdot\sqrt{3\pi j}} \cdot \left(\frac{1}{2}\right)^j$

- Es gilt: $p \geqslant \sum_{j=0}^{n} p_j \cdot q_j$ damit erhalten wir:

$$\begin{aligned} p &\geqslant \sum_{j=0}^{n} \left[\left(\frac{1}{2}\right)^n \cdot \binom{n}{j} \cdot \frac{1}{2\cdot\sqrt{3\pi j}} \cdot \left(\frac{1}{2}\right)^j\right] \\ &\geqslant \frac{1}{2\cdot\sqrt{3\pi n}} \cdot \left(\frac{1}{2}\right)^n \cdot \sum_{j=0}^{n} \left[\binom{n}{j} \cdot \left(\frac{1}{2}\right)^j\right] \\ &= \frac{1}{2\cdot\sqrt{3\pi n}} \cdot \left(\frac{1}{2}\right)^n \cdot \left(1+\frac{1}{2}\right)^n \\ &= \frac{1}{2\cdot\sqrt{3\pi n}} \cdot \left(\frac{3}{4}\right)^n = \tilde{p} \end{aligned}$$

- Damit ist die Wahrscheinlichkeit keine erfüllende Belegung zu finden: $(1-\tilde{p})$.

Beweis

Zeige: $p_l \geqslant \frac{1}{2\cdot\sqrt{3\cdot\pi\cdot n}} \cdot (3/4)^n$, **es gilt:** $p_j = \binom{n}{j} \cdot 2^{-n}$ **und** $q_j > \frac{1}{2\cdot\sqrt{3\pi j}} \cdot \left(\frac{1}{2}\right)^j$

- Es gilt: $p \geqslant \sum_{j=0}^{n} p_j \cdot q_j$ damit erhalten wir:

$$
\begin{aligned}
p &\geqslant \sum_{j=0}^{n} \left[\left(\frac{1}{2}\right)^n \cdot \binom{n}{j} \cdot \frac{1}{2\cdot\sqrt{3\pi j}} \cdot \left(\frac{1}{2}\right)^j\right] \\
&\geqslant \frac{1}{2\cdot\sqrt{3\pi n}} \cdot \left(\frac{1}{2}\right)^n \cdot \sum_{j=0}^{n} \left[\binom{n}{j} \cdot \left(\frac{1}{2}\right)^j\right] \\
&= \frac{1}{2\cdot\sqrt{3\pi n}} \cdot \left(\frac{1}{2}\right)^n \cdot \left(1 + \frac{1}{2}\right)^n \\
&= \frac{1}{2\cdot\sqrt{3\pi n}} \cdot \left(\frac{3}{4}\right)^n = \tilde{p}
\end{aligned}
$$

- Damit ist die Wahrscheinlichkeit keine erfüllende Belegung zu finden: $(1 - \tilde{p})$.
- Ein Fehler nach t lokalen Suchen ist dann: $(1 - \tilde{p})^t \leqslant e^{\tilde{p}t}$.

Beweis

Zeige: $p_l \geqslant \frac{1}{2\cdot\sqrt{3\cdot\pi\cdot n}} \cdot (3/4)^n$, **es gilt:** $p_j = \binom{n}{j} \cdot 2^{-n}$ **und** $q_j > \frac{1}{2\cdot\sqrt{3\pi j}} \cdot \left(\frac{1}{2}\right)^j$

- Es gilt: $p \geqslant \sum_{j=0}^{n} p_j \cdot q_j$ damit erhalten wir:

$$\begin{aligned} p &\geqslant \sum_{j=0}^{n} \left[\left(\frac{1}{2}\right)^n \cdot \binom{n}{j} \cdot \frac{1}{2\cdot\sqrt{3\pi j}} \cdot \left(\frac{1}{2}\right)^j\right] \\ &\geqslant \frac{1}{2\cdot\sqrt{3\pi n}} \cdot \left(\frac{1}{2}\right)^n \cdot \sum_{j=0}^{n} \left[\binom{n}{j} \cdot \left(\frac{1}{2}\right)^j\right] \\ &= \frac{1}{2\cdot\sqrt{3\pi n}} \cdot \left(\frac{1}{2}\right)^n \cdot \left(1+\frac{1}{2}\right)^n \\ &= \frac{1}{2\cdot\sqrt{3\pi n}} \cdot \left(\frac{3}{4}\right)^n = \tilde{p} \end{aligned}$$

- Damit ist die Wahrscheinlichkeit keine erfüllende Belegung zu finden: $(1-\tilde{p})$.
- Ein Fehler nach t lokalen Suchen ist dann: $(1-\tilde{p})^t \leqslant e^{\tilde{p}t}$.
- Zusammengefasst gilt:

$$(1-\tilde{p})^{\lceil 20\cdot\sqrt{3\cdot\pi\cdot n}\cdot\left(\frac{4}{3}\right)^n\rceil} \leqslant e^{-10} \leqslant 5\cdot 10^{-5}.$$

Beweis

Zeige: $p_l \geqslant \frac{1}{2\cdot\sqrt{3\cdot\pi\cdot n}} \cdot (3/4)^n$, **es gilt:** $p_j = \binom{n}{j} \cdot 2^{-n}$ **und** $q_j > \frac{1}{2\cdot\sqrt{3\pi j}} \cdot \left(\frac{1}{2}\right)^j$

- Es gilt: $p \geqslant \sum_{j=0}^{n} p_j \cdot q_j$ damit erhalten wir:

$$\begin{aligned} p &\geqslant \sum_{j=0}^{n} \left[\left(\frac{1}{2}\right)^n \cdot \binom{n}{j} \cdot \frac{1}{2\cdot\sqrt{3\pi j}} \cdot \left(\frac{1}{2}\right)^j\right] \\ &\geqslant \frac{1}{2\cdot\sqrt{3\pi n}} \cdot \left(\frac{1}{2}\right)^n \cdot \sum_{j=0}^{n} \left[\binom{n}{j} \cdot \left(\frac{1}{2}\right)^j\right] \\ &= \frac{1}{2\cdot\sqrt{3\pi n}} \cdot \left(\frac{1}{2}\right)^n \cdot \left(1+\frac{1}{2}\right)^n \\ &= \frac{1}{2\cdot\sqrt{3\pi n}} \cdot \left(\frac{3}{4}\right)^n = \tilde{p} \end{aligned}$$

- Damit ist die Wahrscheinlichkeit keine erfüllende Belegung zu finden: $(1-\tilde{p})$.
- Ein Fehler nach t lokalen Suchen ist dann: $(1-\tilde{p})^t \leqslant e^{\tilde{p}t}$.
- Zusammengefasst gilt:

$$(1-\tilde{p})^{\lceil 20\cdot\sqrt{3\cdot\pi\cdot n}\cdot\left(\frac{4}{3}\right)^n\rceil} \leqslant e^{-10} \leqslant 5\cdot 10^{-5}.$$

Definition

- Für einen Las-Vegas-Algorithmus $\mathcal{A}$ gilt:

Definition

- Für einen Las-Vegas-Algorithmus $\mathcal{A}$ gilt:
  - $\mathcal{A}$ bestimmt immer eine optimale Lösung.

Definition

- Für einen Las-Vegas-Algorithmus $\mathcal{A}$ gilt:
  - $\mathcal{A}$ bestimmt immer eine optimale Lösung.
  - Die Laufzeit ist aber von den Zufallsvariablen abhängig.

Definition

- Für einen Las-Vegas-Algorithmus $\mathcal{A}$ gilt:
  - $\mathcal{A}$ bestimmt immer eine optimale Lösung.
  - Die Laufzeit ist aber von den Zufallsvariablen abhängig.
  - Beispiel: Seidel-Algorithmus.

Definition

- Für einen Las-Vegas-Algorithmus $\mathcal{A}$ gilt:
  - $\mathcal{A}$ bestimmt immer eine optimale Lösung.
  - Die Laufzeit ist aber von den Zufallsvariablen abhängig.
  - Beispiel: Seidel-Algorithmus.
- Für einen Monte-Carlo-Algorithmus $\mathcal{B}$ gilt:

Definition

- Für einen Las-Vegas-Algorithmus $\mathcal{A}$ gilt:
  - $\mathcal{A}$ bestimmt immer eine optimale Lösung.
  - Die Laufzeit ist aber von den Zufallsvariablen abhängig.
  - Beispiel: Seidel-Algorithmus.
- Für einen Monte-Carlo-Algorithmus $\mathcal{B}$ gilt:
  - $\mathcal{B}$ liefert eine Lösung.

Definition

- Für einen Las-Vegas-Algorithmus $\mathcal{A}$ gilt:
  - $\mathcal{A}$ bestimmt immer eine optimale Lösung.
  - Die Laufzeit ist aber von den Zufallsvariablen abhängig.
  - Beispiel: Seidel-Algorithmus.
- Für einen Monte-Carlo-Algorithmus $\mathcal{B}$ gilt:
  - $\mathcal{B}$ liefert eine Lösung.
  - Die Lösung ist aber nur mit einer gewissen Wahrscheinlichkeit optimal.

Definition

- Für einen Las-Vegas-Algorithmus $\mathcal{A}$ gilt:
  - $\mathcal{A}$ bestimmt immer eine optimale Lösung.
  - Die Laufzeit ist aber von den Zufallsvariablen abhängig.
  - Beispiel: Seidel-Algorithmus.
- Für einen Monte-Carlo-Algorithmus $\mathcal{B}$ gilt:
  - $\mathcal{B}$ liefert eine Lösung.
  - Die Lösung ist aber nur mit einer gewissen Wahrscheinlichkeit optimal.
  - Die Laufzeit muss nicht von den Zufallsvariablen abhängen.

Definition

- Für einen Las-Vegas-Algorithmus $\mathcal{A}$ gilt:
  - $\mathcal{A}$ bestimmt immer eine optimale Lösung.
  - Die Laufzeit ist aber von den Zufallsvariablen abhängig.
  - Beispiel: Seidel-Algorithmus.
- Für einen Monte-Carlo-Algorithmus $\mathcal{B}$ gilt:
  - $\mathcal{B}$ liefert eine Lösung.
  - Die Lösung ist aber nur mit einer gewissen Wahrscheinlichkeit optimal.
  - Die Laufzeit muss nicht von den Zufallsvariablen abhängen.

Las-Vegas $\longrightarrow$ Monte-Carlo

Theorem

Las-Vegas ⟶ Monte-Carlo

Theorem

- *Sei $\mathcal{A}$ ein Las-Vegas-Algorithmus mit erwarteter Laufzeit $f(n)$ bei Eingabelänge n.*

Las-Vegas ⟶ Monte-Carlo

Theorem

- *Sei $\mathcal{A}$ ein Las-Vegas-Algorithmus mit erwarteter Laufzeit $f(n)$ bei Eingabelänge n.*
- *Falls wir $\mathcal{A}$ nach $\alpha \cdot f(n)$ Schritten abbrechen $(0 < \alpha < 1)$,*

Las-Vegas $\longrightarrow$ Monte-Carlo

Theorem

- *Sei $\mathcal{A}$ ein Las-Vegas-Algorithmus mit erwarteter Laufzeit $f(n)$ bei Eingabelänge n.*
- *Falls wir $\mathcal{A}$ nach $\alpha \cdot f(n)$ Schritten abbrechen $(0 < \alpha < 1)$,*
- *so erhalten wir einen Monte-Carlo-Algorithmus $\mathcal{B}$ mit Fehlerwahrscheinlichkeit $1/\alpha$.*

Las-Vegas $\longrightarrow$ Monte-Carlo

Theorem

- *Sei $\mathcal{A}$ ein Las-Vegas-Algorithmus mit erwarteter Laufzeit $f(n)$ bei Eingabelänge n.*
- *Falls wir $\mathcal{A}$ nach $\alpha \cdot f(n)$ Schritten abbrechen $(0 < \alpha < 1)$,*
- *so erhalten wir einen Monte-Carlo-Algorithmus $\mathcal{B}$ mit Fehlerwahrscheinlichkeit $1/\alpha$.*

- Sei x Eingabe der Länge n.

Las-Vegas $\longrightarrow$ Monte-Carlo

Theorem

- *Sei $\mathcal{A}$ ein Las-Vegas-Algorithmus mit erwarteter Laufzeit $f(n)$ bei Eingabelänge n.*
- *Falls wir $\mathcal{A}$ nach $\alpha \cdot f(n)$ Schritten abbrechen $(0 < \alpha < 1)$,*
- *so erhalten wir einen Monte-Carlo-Algorithmus $\mathcal{B}$ mit Fehlerwahrscheinlichkeit $1/\alpha$.*

- Sei x Eingabe der Länge n.
- Sei T die Zufallsvariable, die die Laufzeit von $\mathcal{A}$ auf x beschreibt.

Las-Vegas $\longrightarrow$ Monte-Carlo

Theorem

- *Sei $\mathcal{A}$ ein Las-Vegas-Algorithmus mit erwarteter Laufzeit $f(n)$ bei Eingabelänge n.*
- *Falls wir $\mathcal{A}$ nach $\alpha \cdot f(n)$ Schritten abbrechen ($0 < \alpha < 1$),*
- *so erhalten wir einen Monte-Carlo-Algorithmus $\mathcal{B}$ mit Fehlerwahrscheinlichkeit $1/\alpha$.*

- Sei x Eingabe der Länge n.
- Sei T die Zufallsvariable, die die Laufzeit von $\mathcal{A}$ auf x beschreibt.
- Damit: $\mathbb{E}[T] \leqslant f(n)$.

Las-Vegas $\longrightarrow$ Monte-Carlo

Theorem

- *Sei $\mathcal{A}$ ein Las-Vegas-Algorithmus mit erwarteter Laufzeit $f(n)$ bei Eingabelänge n.*
- *Falls wir $\mathcal{A}$ nach $\alpha \cdot f(n)$ Schritten abbrechen $(0 < \alpha < 1)$,*
- *so erhalten wir einen Monte-Carlo-Algorithmus $\mathcal{B}$ mit Fehlerwahrscheinlichkeit $1/\alpha$.*

- Sei x Eingabe der Länge n.
- Sei T die Zufallsvariable, die die Laufzeit von $\mathcal{A}$ auf x beschreibt.
- Damit: $\mathbb{E}[T] \leqslant f(n)$.
- $\mathcal{B}$ macht einen Fehler bei vorzeitigem Abbruch.

Las-Vegas $\longrightarrow$ Monte-Carlo

Theorem

- *Sei $\mathcal{A}$ ein Las-Vegas-Algorithmus mit erwarteter Laufzeit $f(n)$ bei Eingabelänge n.*
- *Falls wir $\mathcal{A}$ nach $\alpha \cdot f(n)$ Schritten abbrechen ($0 < \alpha < 1$),*
- *so erhalten wir einen Monte-Carlo-Algorithmus $\mathcal{B}$ mit Fehlerwahrscheinlichkeit $1/\alpha$.*

- Sei x Eingabe der Länge n.
- Sei T die Zufallsvariable, die die Laufzeit von $\mathcal{A}$ auf x beschreibt.
- Damit: $\mathbb{E}[T] \leqslant f(n)$.
- $\mathcal{B}$ macht einen Fehler bei vorzeitigem Abbruch.
- Damit gilt nach der Markov-Ungleichung:

$$\mathbb{P}\mathrm{r}[T \geqslant \alpha \cdot f(n)] \leqslant \mathbb{P}\mathrm{r}[T \geqslant \alpha \cdot \mathbb{E}[T]] \leqslant 1/\alpha.$$

Las-Vegas $\longrightarrow$ Monte-Carlo

Theorem

- *Sei $\mathcal{A}$ ein Las-Vegas-Algorithmus mit erwarteter Laufzeit $f(n)$ bei Eingabelänge n.*
- *Falls wir $\mathcal{A}$ nach $\alpha \cdot f(n)$ Schritten abbrechen ($0 < \alpha < 1$),*
- *so erhalten wir einen Monte-Carlo-Algorithmus $\mathcal{B}$ mit Fehlerwahrscheinlichkeit $1/\alpha$.*

- Sei x Eingabe der Länge n.
- Sei T die Zufallsvariable, die die Laufzeit von $\mathcal{A}$ auf x beschreibt.
- Damit: $\mathbb{E}[T] \leqslant f(n)$.
- $\mathcal{B}$ macht einen Fehler bei vorzeitigem Abbruch.
- Damit gilt nach der Markov-Ungleichung:

$$\mathbb{P}\mathrm{r}[T \geqslant \alpha \cdot f(n)] \leqslant \mathbb{P}\mathrm{r}[T \geqslant \alpha \cdot \mathbb{E}[T]] \leqslant 1/\alpha.$$

Monte-Carlo $\longrightarrow$ Las-Vegas

Theorem

Monte-Carlo $\longrightarrow$ Las-Vegas

Theorem

- *Sei $\mathcal{B}$ ein Monte-Carlo-Algorithmus mit Laufzeit $f(n)$ bei Eingabelänge n.*

Monte-Carlo $\longrightarrow$ Las-Vegas

Theorem

- *Sei $\mathcal{B}$ ein Monte-Carlo-Algorithmus mit Laufzeit $f(n)$ bei Eingabelänge n.*
- *Sei $p(n)$ eine untere Schranke für die Wahrscheinlichkeit, dass $\mathcal{A}$ eine korrekte Antwort liefert.*

Monte-Carlo $\longrightarrow$ Las-Vegas

Theorem

- *Sei $\mathcal{B}$ ein Monte-Carlo-Algorithmus mit Laufzeit $f(n)$ bei Eingabelänge n.*
- *Sei $p(n)$ eine untere Schranke für die Wahrscheinlichkeit, dass $\mathcal{A}$ eine korrekte Antwort liefert.*
- *$\mathcal{C}$ sei eine Testroutine mit Laufzeit $g(n)$, die die Korrektheit testet.*

Monte-Carlo $\longrightarrow$ Las-Vegas

Theorem

- *Sei $\mathcal{B}$ ein Monte-Carlo-Algorithmus mit Laufzeit $f(n)$ bei Eingabelänge n.*
- *Sei $p(n)$ eine untere Schranke für die Wahrscheinlichkeit, dass $\mathcal{A}$ eine korrekte Antwort liefert.*
- *$\mathcal{C}$ sei eine Testroutine mit Laufzeit $g(n)$, die die Korrektheit testet.*
- *Dann gibt es einen Las-Vegas-Algorithmus $\mathcal{A}$ mit erwarteter Laufzeit $(f(n)+g(n))/p(n)$.*

Monte-Carlo $\longrightarrow$ Las-Vegas

Theorem

- *Sei $\mathcal{B}$ ein Monte-Carlo-Algorithmus mit Laufzeit $f(n)$ bei Eingabelänge n.*
- *Sei $p(n)$ eine untere Schranke für die Wahrscheinlichkeit, dass $\mathcal{A}$ eine korrekte Antwort liefert.*
- *$\mathcal{C}$ sei eine Testroutine mit Laufzeit $g(n)$, die die Korrektheit testet.*
- *Dann gibt es einen Las-Vegas-Algorithmus $\mathcal{A}$ mit erwarteter Laufzeit $(f(n)+g(n))/p(n)$.*

- $\mathcal{A}$ ruft $\mathcal{B}$ und $\mathcal{C}$ solange auf, bis $\mathcal{C}$ Korrektheit verifiziert.

Monte-Carlo $\longrightarrow$ Las-Vegas

Theorem

- *Sei $\mathcal{B}$ ein Monte-Carlo-Algorithmus mit Laufzeit $f(n)$ bei Eingabelänge n.*
- *Sei $p(n)$ eine untere Schranke für die Wahrscheinlichkeit, dass $\mathcal{A}$ eine korrekte Antwort liefert.*
- *$\mathcal{C}$ sei eine Testroutine mit Laufzeit $g(n)$, die die Korrektheit testet.*
- *Dann gibt es einen Las-Vegas-Algorithmus $\mathcal{A}$ mit erwarteter Laufzeit $(f(n)+g(n))/p(n)$.*

- $\mathcal{A}$ ruft $\mathcal{B}$ und $\mathcal{C}$ solange auf, bis $\mathcal{C}$ Korrektheit verifiziert.
- Laufzeit pro Iteration: $f(n)+g(n)$.

Monte-Carlo $\longrightarrow$ Las-Vegas

Theorem

- *Sei $\mathcal{B}$ ein Monte-Carlo-Algorithmus mit Laufzeit $f(n)$ bei Eingabelänge n.*
- *Sei $p(n)$ eine untere Schranke für die Wahrscheinlichkeit, dass $\mathcal{A}$ eine korrekte Antwort liefert.*
- *$\mathcal{C}$ sei eine Testroutine mit Laufzeit $g(n)$, die die Korrektheit testet.*
- *Dann gibt es einen Las-Vegas-Algorithmus $\mathcal{A}$ mit erwarteter Laufzeit $(f(n)+g(n))/p(n)$.*

- $\mathcal{A}$ ruft $\mathcal{B}$ und $\mathcal{C}$ solange auf, bis $\mathcal{C}$ Korrektheit verifiziert.
- Laufzeit pro Iteration: $f(n)+g(n)$.
- Wahrscheinlichkeit für k Runden ist: $(1-p(n))^{k-1}\cdot p(n)$.

Monte-Carlo $\longrightarrow$ Las-Vegas

Theorem

- *Sei $\mathcal{B}$ ein Monte-Carlo-Algorithmus mit Laufzeit $f(n)$ bei Eingabelänge n.*
- *Sei $p(n)$ eine untere Schranke für die Wahrscheinlichkeit, dass $\mathcal{A}$ eine korrekte Antwort liefert.*
- *$\mathcal{C}$ sei eine Testroutine mit Laufzeit $g(n)$, die die Korrektheit testet.*
- *Dann gibt es einen Las-Vegas-Algorithmus $\mathcal{A}$ mit erwarteter Laufzeit $(f(n)+g(n))/p(n)$.*

- $\mathcal{A}$ ruft $\mathcal{B}$ und $\mathcal{C}$ solange auf, bis $\mathcal{C}$ Korrektheit verifiziert.
- Laufzeit pro Iteration: $f(n)+g(n)$.
- Wahrscheinlichkeit für k Runden ist: $(1-p(n))^{k-1} \cdot p(n)$.
- Die erwartete Anzahl der Iterationen ist damit:

$$\sum_{k=1}^{\infty} k \cdot (1-p(n))^{k-1} \cdot p(n) = 1/p(n) \quad \text{Beachte: } \sum_{k=1}^{\infty} k \cdot x^k = x/(1-x)^2.$$

Monte-Carlo $\longrightarrow$ Las-Vegas

Theorem

- *Sei $\mathcal{B}$ ein Monte-Carlo-Algorithmus mit Laufzeit $f(n)$ bei Eingabelänge n.*
- *Sei $p(n)$ eine untere Schranke für die Wahrscheinlichkeit, dass $\mathcal{A}$ eine korrekte Antwort liefert.*
- *$\mathcal{C}$ sei eine Testroutine mit Laufzeit $g(n)$, die die Korrektheit testet.*
- *Dann gibt es einen Las-Vegas-Algorithmus $\mathcal{A}$ mit erwarteter Laufzeit $(f(n)+g(n))/p(n)$.*

- $\mathcal{A}$ ruft $\mathcal{B}$ und $\mathcal{C}$ solange auf, bis $\mathcal{C}$ Korrektheit verifiziert.
- Laufzeit pro Iteration: $f(n)+g(n)$.
- Wahrscheinlichkeit für k Runden ist: $(1-p(n))^{k-1}\cdot p(n)$.
- Die erwartete Anzahl der Iterationen ist damit:

$$\sum_{k=1}^{\infty} k\cdot(1-p(n))^{k-1}\cdot p(n) = 1/p(n) \quad \text{Beachte: } \sum_{k=1}^{\infty} k\cdot x^k = x/(1-x)^2.$$

Zusammenfassung

- Ein effizienter Las-Vegas-Algorithmus kann in einen effizienten Monte-Carlo-Algorithmus transformiert werden.

Zusammenfassung

- Ein effizienter Las-Vegas-Algorithmus kann in einen effizienten Monte-Carlo-Algorithmus transformiert werden.
- Um einen effizienten Monte-Carlo-Algorithmus in einen effizienten Las-Vegas-Algorithmus zu transformieren ist eine deterministischer Verifizierer notwendig.

Zusammenfassung

- Ein effizienter Las-Vegas-Algorithmus kann in einen effizienten Monte-Carlo-Algorithmus transformiert werden.
- Um einen effizienten Monte-Carlo-Algorithmus in einen effizienten Las-Vegas-Algorithmus zu transformieren ist eine deterministischer Verifizierer notwendig.
- Las-Vegas-Algorithmen sind Monte-Carlo-Algorithmen überlegen.

Zusammenfassung

- Ein effizienter Las-Vegas-Algorithmus kann in einen effizienten Monte-Carlo-Algorithmus transformiert werden.
- Um einen effizienten Monte-Carlo-Algorithmus in einen effizienten Las-Vegas-Algorithmus zu transformieren ist eine deterministischer Verifizierer notwendig.
- Las-Vegas-Algorithmen sind Monte-Carlo-Algorithmen überlegen.

Literatur

- Mitzenmacher, Upfal: Probability and Computing, Cambridge University Press, 2005.

Literatur

- Mitzenmacher, Upfal: Probability and Computing, Cambridge University Press, 2005.
- Motwani, Raghavan: Randomized Algorithms, Cambridge University Press, 1995.

Literatur

- Mitzenmacher, Upfal: Probability and Computing, Cambridge University Press, 2005.
- Motwani, Raghavan: Randomized Algorithms, Cambridge University Press, 1995.
- Hromkovic: Design and Analysis of Randomized Algorithms: Introduction to Design Paradigms, Springer 2005.

Literatur

- Mitzenmacher, Upfal: Probability and Computing, Cambridge University Press, 2005.
- Motwani, Raghavan: Randomized Algorithms, Cambridge University Press, 1995.
- Hromkovic: Design and Analysis of Randomized Algorithms: Introduction to Design Paradigms, Springer 2005.
- Hromkovic: Algorihtmics for Hard Problems: Introduction to Combinatorial Optimization, Randomization, Approximations, and Heuristics, 2nd Edition, Springer 2003

Literatur

- Mitzenmacher, Upfal: Probability and Computing, Cambridge University Press, 2005.
- Motwani, Raghavan: Randomized Algorithms, Cambridge University Press, 1995.
- Hromkovic: Design and Analysis of Randomized Algorithms: Introduction to Design Paradigms, Springer 2005.
- Hromkovic: Algorihtmics for Hard Problems: Introduction to Combinatorial Optimization, Randomization, Approximations, and Heuristics, 2nd Edition, Springer 2003
- Kleinberg, Tardos: Algorithm Design, Addison Wesley, 2005.

Literatur

- Mitzenmacher, Upfal: Probability and Computing, Cambridge University Press, 2005.
- Motwani, Raghavan: Randomized Algorithms, Cambridge University Press, 1995.
- Hromkovic: Design and Analysis of Randomized Algorithms: Introduction to Design Paradigms, Springer 2005.
- Hromkovic: Algorihtmics for Hard Problems: Introduction to Combinatorial Optimization, Randomization, Approximations, and Heuristics, 2nd Edition, Springer 2003
- Kleinberg, Tardos: Algorithm Design, Addison Wesley, 2005.
- B. Korte, J. Vygen. Combinatorial Optimization: Theory and Algorithms, 2nd Edition, Springer, 2002.

Literatur

- Mitzenmacher, Upfal: Probability and Computing, Cambridge University Press, 2005.
- Motwani, Raghavan: Randomized Algorithms, Cambridge University Press, 1995.
- Hromkovic: Design and Analysis of Randomized Algorithms: Introduction to Design Paradigms, Springer 2005.
- Hromkovic: Algorihtmics for Hard Problems: Introduction to Combinatorial Optimization, Randomization, Approximations, and Heuristics, 2nd Edition, Springer 2003
- Kleinberg, Tardos: Algorithm Design, Addison Wesley, 2005.
- B. Korte, J. Vygen. Combinatorial Optimization: Theory and Algorithms, 2nd Edition, Springer, 2002.
- C. Papadimitriou und K. Steiglitz. Combinatorial Optimization: Algorithms and Complexity. Prentice Hall, 1982.

Literatur

- Mitzenmacher, Upfal: Probability and Computing, Cambridge University Press, 2005.
- Motwani, Raghavan: Randomized Algorithms, Cambridge University Press, 1995.
- Hromkovic: Design and Analysis of Randomized Algorithms: Introduction to Design Paradigms, Springer 2005.
- Hromkovic: Algorihtmics for Hard Problems: Introduction to Combinatorial Optimization, Randomization, Approximations, and Heuristics, 2nd Edition, Springer 2003
- Kleinberg, Tardos: Algorithm Design, Addison Wesley, 2005.
- B. Korte, J. Vygen. Combinatorial Optimization: Theory and Algorithms, 2nd Edition, Springer, 2002.
- C. Papadimitriou und K. Steiglitz. Combinatorial Optimization: Algorithms and Complexity. Prentice Hall, 1982.
- A. Schrijver. Combinatorial Optimization: Polyhedra and Efficiency. Springer, 2003.

Literatur

- Mitzenmacher, Upfal: Probability and Computing, Cambridge University Press, 2005.
- Motwani, Raghavan: Randomized Algorithms, Cambridge University Press, 1995.
- Hromkovic: Design and Analysis of Randomized Algorithms: Introduction to Design Paradigms, Springer 2005.
- Hromkovic: Algorihtmics for Hard Problems: Introduction to Combinatorial Optimization, Randomization, Approximations, and Heuristics, 2nd Edition, Springer 2003
- Kleinberg, Tardos: Algorithm Design, Addison Wesley, 2005.
- B. Korte, J. Vygen. Combinatorial Optimization: Theory and Algorithms, 2nd Edition, Springer, 2002.
- C. Papadimitriou und K. Steiglitz. Combinatorial Optimization: Algorithms and Complexity. Prentice Hall, 1982.
- A. Schrijver. Combinatorial Optimization: Polyhedra and Efficiency. Springer, 2003.