

Algorithmische Graphentheorie

Sommersemester 2020

11. Vorlesung

Planare Graphen

Graphen zeichnen

Def. Eine *offene Jordankurve* ist eine *homöomorphe* Einbettung des Intervalls $[0, 1]$ in einen topologischen Raum.

Graphen zeichnen

Def. Eine *offene Jordankurve* ist eine **homöomorphe Einbettung** des Intervalls $[0, 1]$ in einen topologischen Raum.

Graphen zeichnen

injektive, in beiden Richtungen stetige Abb.

Def. Eine *offene Jordankurve* ist eine **homöomorphe Einbettung** des Intervalls $[0, 1]$ in einen topologischen Raum.

Graphen zeichnen

injektive, in beiden Richtungen stetige Abb.

Def. Eine *offene Jordankurve* ist eine **homöomorphe Einbettung** des Intervalls $[0, 1]$ in einen **topologischen Raum**.

Graphen zeichnen

injektive, in beiden Richtungen stetige Abb.

Def. Eine *offene Jordankurve* ist eine **homöomorphe Einbettung** des Intervalls $[0, 1]$ in einen **topologischen Raum**.

bei uns: die euklidische Ebene

Graphen zeichnen

injektive, in beiden Richtungen stetige Abb.

Def. Eine *offene Jordankurve* ist eine **homöomorphe Einbettung** des Intervalls $[0, 1]$ in einen **topologischen Raum**.

bei uns: die euklidische Ebene



Graphen zeichnen

injektive, in beiden Richtungen stetige Abb.

Def. Eine *offene Jordankurve* ist eine **homöomorphe Einbettung** des Intervalls $[0, 1]$ in einen **topologischen Raum**.

bei uns: die euklidische Ebene

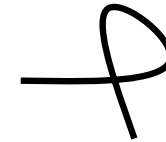


Graphen zeichnen

injektive, in beiden Richtungen stetige Abb.

Def. Eine *offene Jordankurve* ist eine **homöomorphe Einbettung** des Intervalls $[0, 1]$ in einen **topologischen Raum**.

bei uns: die euklidische Ebene

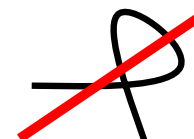


Graphen zeichnen

injektive, in beiden Richtungen stetige Abb.

Def. Eine *offene Jordankurve* ist eine **homöomorphe Einbettung** des Intervalls $[0, 1]$ in einen **topologischen Raum**.

bei uns: die euklidische Ebene

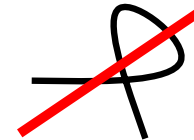


Graphen zeichnen

injektive, in beiden Richtungen stetige Abb.

Def. Eine *offene Jordankurve* ist eine **homöomorphe Einbettung** des Intervalls $[0, 1]$ in einen **topologischen Raum**.

bei uns: die euklidische Ebene

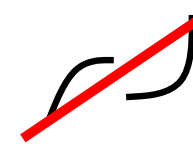
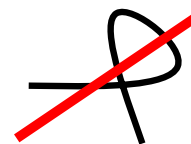


Graphen zeichnen

injektive, in beiden Richtungen stetige Abb.

Def. Eine *offene Jordankurve* ist eine **homöomorphe Einbettung** des Intervalls $[0, 1]$ in einen **topologischen Raum**.

bei uns: die euklidische Ebene

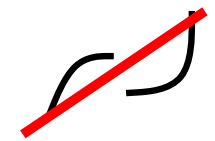
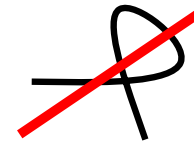


Graphen zeichnen

injektive, in beiden Richtungen stetige Abb.

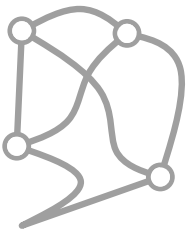
Def. Eine *offene Jordankurve* ist eine **homöomorphe Einbettung** des Intervalls $[0, 1]$ in einen **topologischen Raum**.

bei uns: die euklidische Ebene



Sei $G = (V, E)$ ein ungerichteter Graph.

Eine Abbildung ζ heißt *Zeichnung* von G , falls

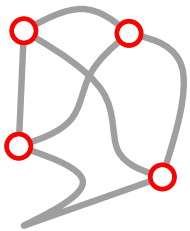
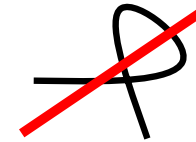


Graphen zeichnen

injektive, in beiden Richtungen stetige Abb.

Def. Eine *offene Jordankurve* ist eine **homöomorphe Einbettung** des Intervalls $[0, 1]$ in einen **topologischen Raum**.

bei uns: die euklidische Ebene



Sei $G = (V, E)$ ein ungerichteter Graph.

Eine Abbildung ζ heißt *Zeichnung* von G , falls

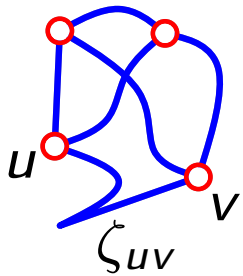
- für alle $w \in V$ gilt $\zeta(w) \in \mathbb{R}^2$ (Knoten \mapsto Punkt)
- und Einschränkung von ζ auf V injektiv

Graphen zeichnen

injektive, in beiden Richtungen stetige Abb.

Def. Eine *offene Jordankurve* ist eine **homöomorphe Einbettung** des Intervalls $[0, 1]$ in einen **topologischen Raum**.

bei uns: die euklidische Ebene



Sei $G = (V, E)$ ein ungerichteter Graph.

Eine Abbildung ζ heißt *Zeichnung* von G , falls

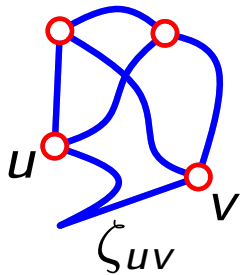
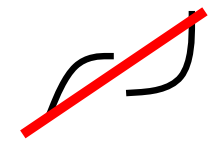
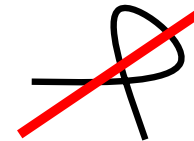
- für alle $w \in V$ gilt $\zeta(w) \in \mathbb{R}^2$ (Knoten \mapsto Punkt)
- und Einschränkung von ζ auf V injektiv
- für alle $uv \in E$ gilt $\zeta(uv) = \zeta_{uv}([0, 1])$ (Kante \mapsto J-Kurve)

Graphen zeichnen

injektive, in beiden Richtungen stetige Abb.

Def. Eine *offene Jordankurve* ist eine **homöomorphe Einbettung** des Intervalls $[0, 1]$ in einen **topologischen Raum**.

bei uns: die euklidische Ebene



Sei $G = (V, E)$ ein ungerichteter Graph.

Eine Abbildung ζ heißt *Zeichnung* von G , falls

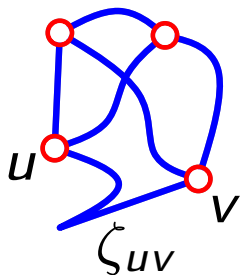
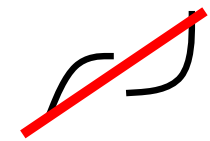
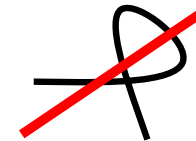
- für alle $w \in V$ gilt $\zeta(w) \in \mathbb{R}^2$ (Knoten \mapsto Punkt)
und Einschränkung von ζ auf V injektiv
- für alle $uv \in E$ gilt $\zeta(uv) = \zeta_{uv}([0, 1])$ (Kante \mapsto J-Kurve)
wobei ζ_{uv} Jordankurve mit $\zeta_{uv}(0) = \zeta(u)$

Graphen zeichnen

injektive, in beiden Richtungen stetige Abb.

Def. Eine *offene Jordankurve* ist eine **homöomorphe Einbettung** des Intervalls $[0, 1]$ in einen **topologischen Raum**.

bei uns: die euklidische Ebene



Sei $G = (V, E)$ ein ungerichteter Graph.

Eine Abbildung ζ heißt *Zeichnung* von G , falls

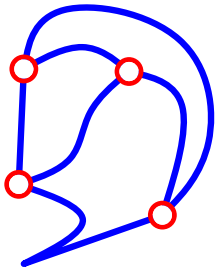
– für alle $w \in V$ gilt $\zeta(w) \in \mathbb{R}^2$ (Knoten \mapsto Punkt)
und Einschränkung von ζ auf V injektiv

– für alle $uv \in E$ gilt $\zeta(uv) = \zeta_{uv}([0, 1])$ (Kante \mapsto J-Kurve)

wobei ζ_{uv} Jordankurve mit $\zeta_{uv}(0) = \zeta(u)$

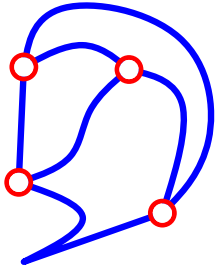
$\zeta_{uv}(1) = \zeta(v)$

Ebene Zeichnung, plättbarer Graph



Eine Zeichnung ζ von G heißt *eben* (*kreuzungsfrei*), falls
 $ab \neq cd \in E \Rightarrow \zeta_{ab}([0, 1]) \cap \zeta_{cd}(]0, 1[) = \emptyset$

Ebene Zeichnung, plättbarer Graph

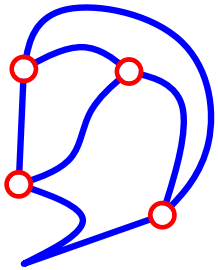


Eine Zeichnung ζ von G heißt *eben* (*kreuzungsfrei*), falls

$$ab \neq cd \in E \Rightarrow \zeta_{ab}([0, 1]) \cap \zeta_{cd}(]0, 1[) = \emptyset$$

d.h. falls sich die Zeichnungen der Kanten höchstens in gemeinsamen Endpunkten schneiden.

Ebene Zeichnung, plättbarer Graph



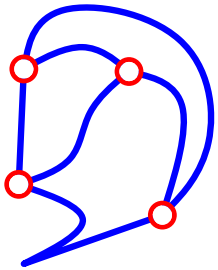
Eine Zeichnung ζ von G heißt *eben* (*kreuzungsfrei*), falls

$$ab \neq cd \in E \Rightarrow \zeta_{ab}([0, 1]) \cap \zeta_{cd}(]0, 1[) = \emptyset$$

d.h. falls sich die Zeichnungen der Kanten höchstens in gemeinsamen Endpunkten schneiden.

Def. Ein Graph G ist *planar* (*plättbar*), falls er eine ebene Zeichnung hat.

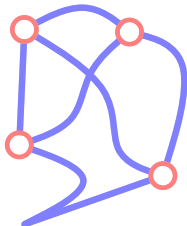
Ebene Zeichnung, plättbarer Graph



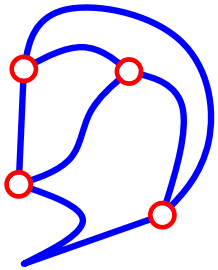
Eine Zeichnung ζ von G heißt *eben* (*kreuzungsfrei*), falls
 $ab \neq cd \in E \Rightarrow \zeta_{ab}([0, 1]) \cap \zeta_{cd}(]0, 1[) = \emptyset$

d.h. falls sich die Zeichnungen der Kanten höchstens in
gemeinsamen Endpunkten schneiden.

Def. Ein Graph G ist *planar* (*plättbar*), falls er eine ebene
Zeichnung hat.

Z.B. $G =$  *planar*.

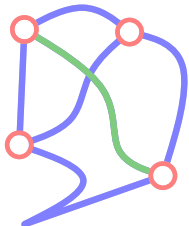
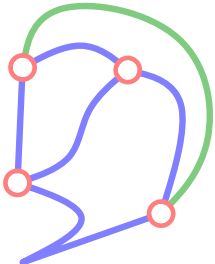
Ebene Zeichnung, plättbarer Graph



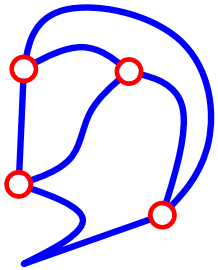
Eine Zeichnung ζ von G heißt *eben* (*kreuzungsfrei*), falls
 $ab \neq cd \in E \Rightarrow \zeta_{ab}([0, 1]) \cap \zeta_{cd}(]0, 1[) = \emptyset$

d.h. falls sich die Zeichnungen der Kanten höchstens in gemeinsamen Endpunkten schneiden.

Def. Ein Graph G ist *planar* (*plättbar*), falls er eine ebene Zeichnung hat.

Z.B. $G =$  planar, denn  ist eine ebene Zeichnung von G .

Ebene Zeichnung, plättbarer Graph

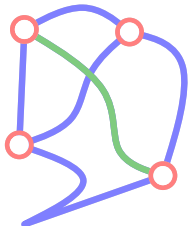
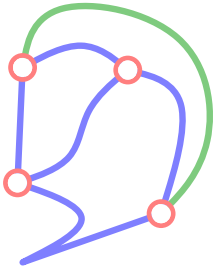


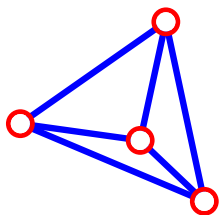
Eine Zeichnung ζ von G heißt *eben* (*kreuzungsfrei*), falls
 $ab \neq cd \in E \Rightarrow \zeta_{ab}([0, 1]) \cap \zeta_{cd}(]0, 1[) = \emptyset$

d.h. falls sich die Zeichnungen der Kanten höchstens in gemeinsamen Endpunkten schneiden.

Def.

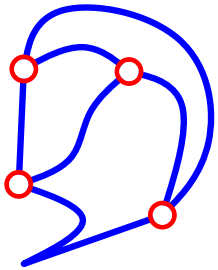
Ein Graph G ist *planar* (*plättbar*), falls er eine ebene Zeichnung hat.

Z.B. $G =$  planar, denn  ist eine ebene Zeichnung von G .



Eine Zeichnung ζ von G heißt *geradlinig*, falls
 für alle $e \in E$ gilt ζ_e ist linear

Ebene Zeichnung, plättbarer Graph

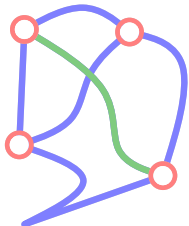
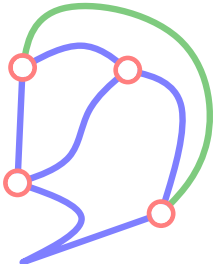


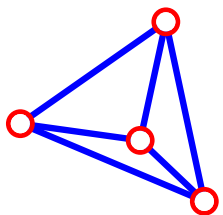
Eine Zeichnung ζ von G heißt *eben* (*kreuzungsfrei*), falls
 $ab \neq cd \in E \Rightarrow \zeta_{ab}([0, 1]) \cap \zeta_{cd}(]0, 1[) = \emptyset$

d.h. falls sich die Zeichnungen der Kanten höchstens in gemeinsamen Endpunkten schneiden.

Def.

Ein Graph G ist *planar* (*plättbar*), falls er eine ebene Zeichnung hat.

Z.B. $G =$  planar, denn  ist eine ebene Zeichnung von G .



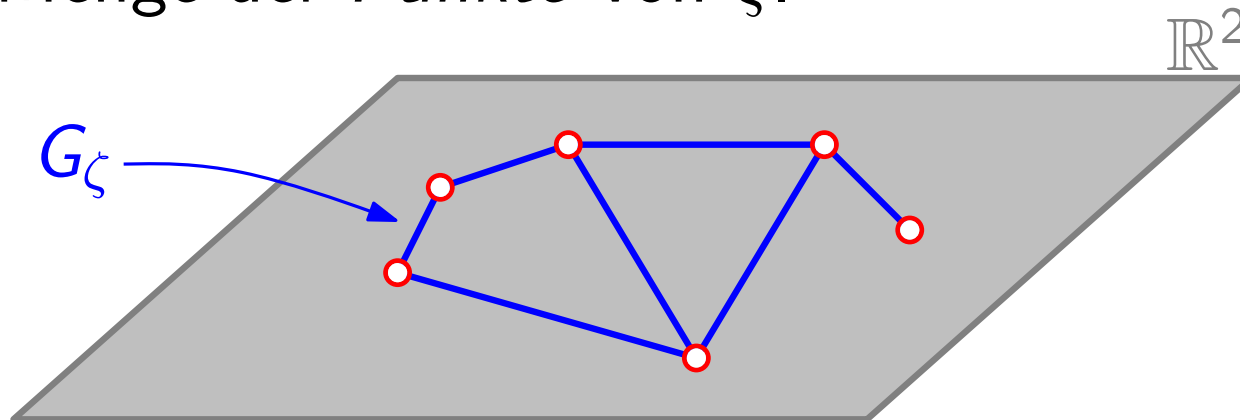
Eine Zeichnung ζ von G heißt *geradlinig*, falls
 für alle $e \in E$ gilt ζ_e ist linear (d.h. $\zeta_e([0, 1])$ Strecke).

Punkte und Facetten

Def. Für einen planaren Graphen $G = (V, E)$ und eine ebene Zeichnung ζ von G sei

$$G_\zeta = \zeta(V) \cup \bigcup_{e \in E} \zeta_e([0, 1])$$

die Menge der *Punkte* von ζ .

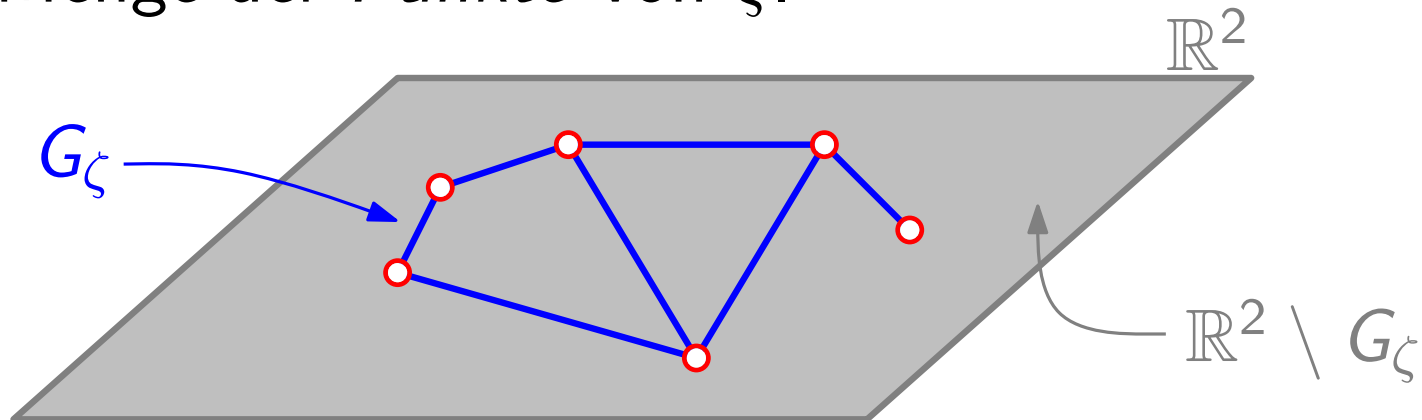


Punkte und Facetten

Def. Für einen planaren Graphen $G = (V, E)$ und eine ebene Zeichnung ζ von G sei

$$G_\zeta = \zeta(V) \cup \bigcup_{e \in E} \zeta_e([0, 1])$$

die Menge der *Punkte* von ζ .

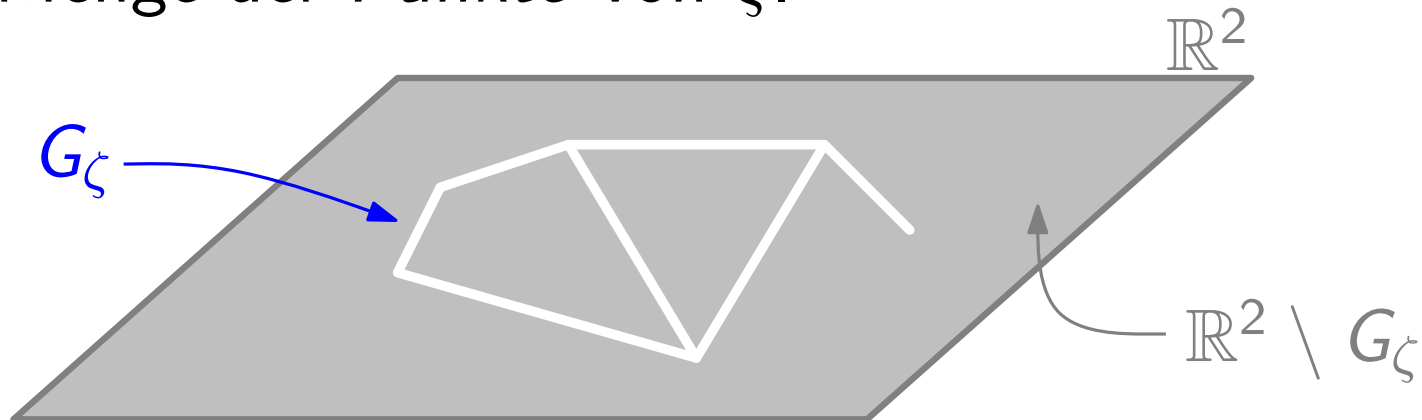


Punkte und Facetten

Def. Für einen planaren Graphen $G = (V, E)$ und eine ebene Zeichnung ζ von G sei

$$G_\zeta = \zeta(V) \cup \bigcup_{e \in E} \zeta_e([0, 1])$$

die Menge der *Punkte* von ζ .

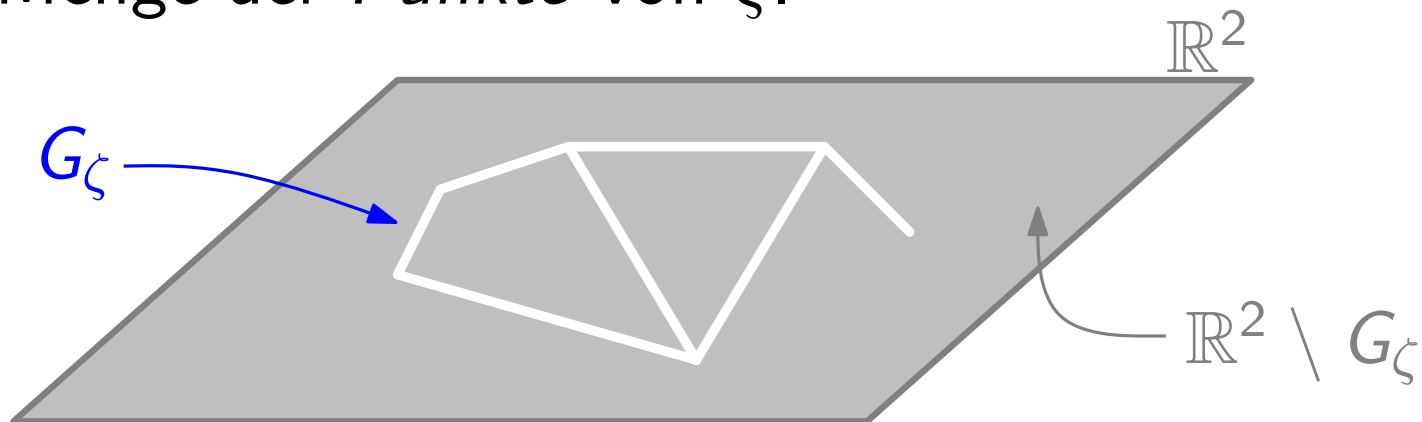


Punkte und Facetten

Def. Für einen planaren Graphen $G = (V, E)$ und eine ebene Zeichnung ζ von G sei

$$G_\zeta = \zeta(V) \cup \bigcup_{e \in E} \zeta_e([0, 1])$$

die Menge der *Punkte* von ζ .



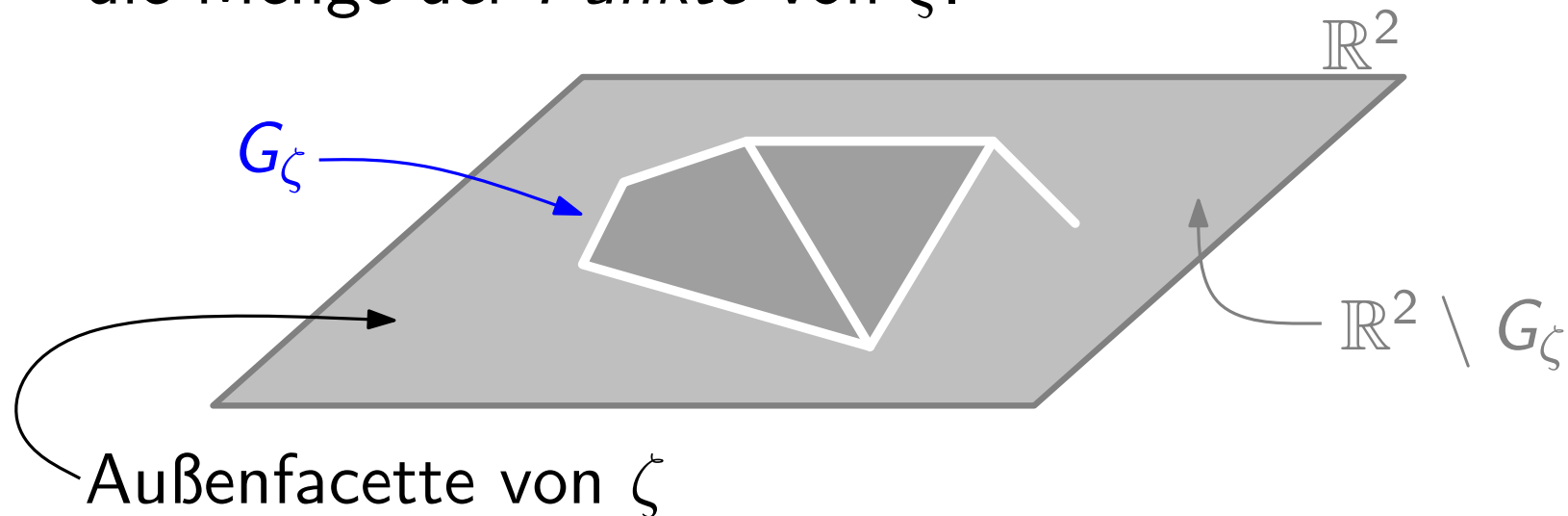
Def. Die Zusammenhangskomponenten von $\mathbb{R}^2 \setminus G_\zeta$ heißen *Facetten* von ζ .

Punkte und Facetten

Def. Für einen planaren Graphen $G = (V, E)$ und eine ebene Zeichnung ζ von G sei

$$G_\zeta = \zeta(V) \cup \bigcup_{e \in E} \zeta_e([0, 1])$$

die Menge der *Punkte* von ζ .



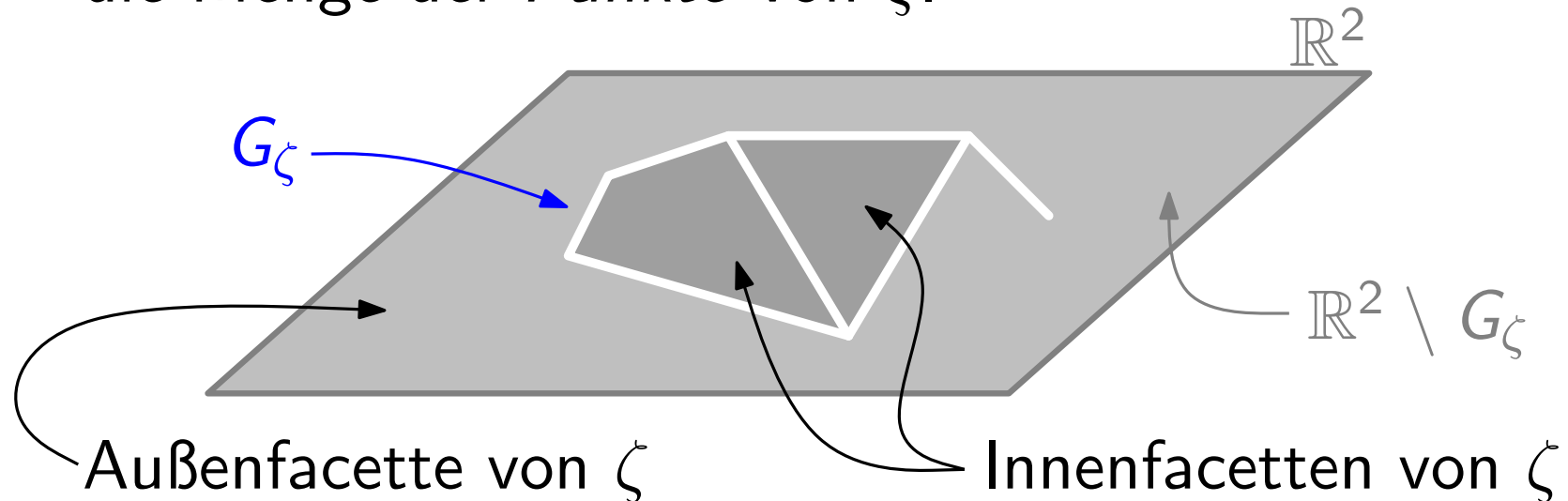
Def. Die Zusammenhangskomponenten von $\mathbb{R}^2 \setminus G_\zeta$ heißen *Facetten* von ζ .

Punkte und Facetten

Def. Für einen planaren Graphen $G = (V, E)$ und eine ebene Zeichnung ζ von G sei

$$G_\zeta = \zeta(V) \cup \bigcup_{e \in E} \zeta_e([0, 1])$$

die Menge der *Punkte* von ζ .



Def. Die Zusammenhangskomponenten von $\mathbb{R}^2 \setminus G_\zeta$ heißen *Facetten* von ζ .

Die Wahl der Außenfacette ist beliebig

Beob.¹ G planar, π ebene Zeichnung von G , F Innenfacette von π . Dann gibt es auch eine ebene Zeichnung π_F von G , in der $E(F)$ den Rand der Außenfacette bildet.

Die Wahl der Außenfacette ist beliebig

Beob.¹ G planar, π ebene Zeichnung von G , F Innenfacette von π . Dann gibt es auch eine ebene Zeichnung π_F von G , in der $E(F)$ den Rand der Außenfacette bildet.

Beweis.



Die Wahl der Außenfacette ist beliebig

Beob.¹ G planar, π ebene Zeichnung von G , F Innenfacette von π . Dann gibt es auch eine ebene Zeichnung π_F von G , in der $E(F)$ den Rand der Außenfacette bildet.

Beweis. Die Umkehrung σ^{-1} der *stereografischen* Projektion $\sigma: S^2 \setminus \{N\} \rightarrow \mathbb{R}^2$ liefert eine ebene Zeichnung von G auf der Kugeloberfläche:

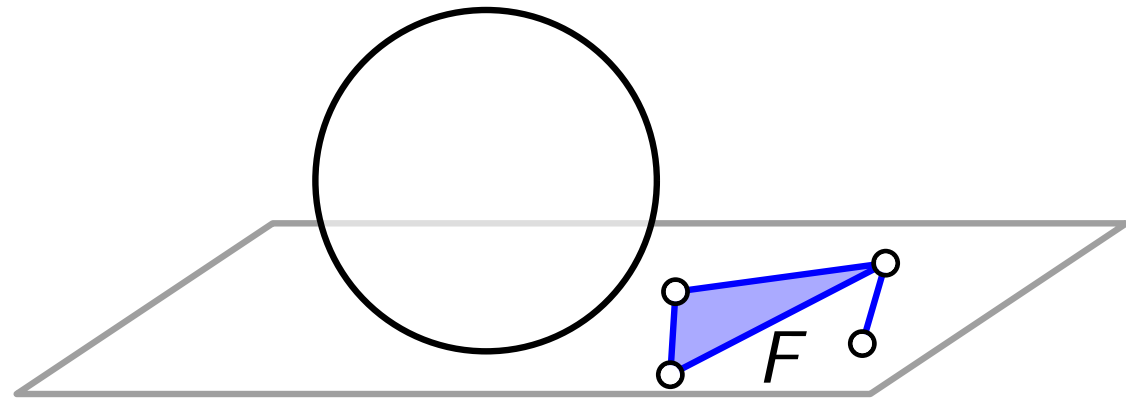


Die Wahl der Außenfacette ist beliebig

Beob.¹ G planar, π ebene Zeichnung von G , F Innenfacette von π . Dann gibt es auch eine ebene Zeichnung π_F von G , in der $E(F)$ den Rand der Außenfacette bildet.

Beweis. Die Umkehrung σ^{-1} der *stereografischen* Projektion $\sigma: S^2 \setminus \{N\} \rightarrow \mathbb{R}^2$ liefert eine ebene Zeichnung von G auf der Kugeloberfläche:

Einheitssphäre
im \mathbb{R}^3

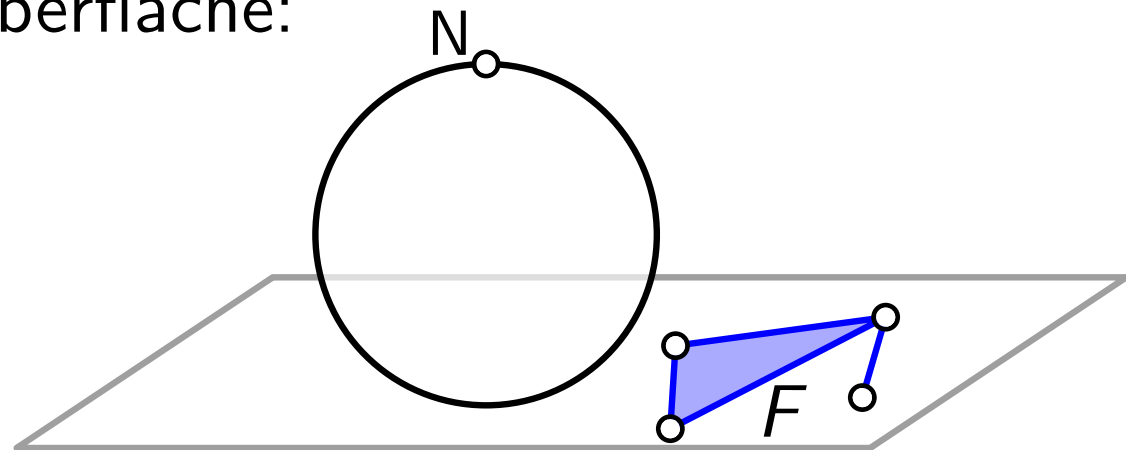


Die Wahl der Außenfacette ist beliebig

Beob.¹ G planar, π ebene Zeichnung von G , F Innenfacette von π . Dann gibt es auch eine ebene Zeichnung π_F von G , in der $E(F)$ den Rand der Außenfacette bildet.

Beweis. Die Umkehrung σ^{-1} der *stereografischen* Projektion $\sigma: S^2 \setminus \{N\} \rightarrow \mathbb{R}^2$ liefert eine ebene Zeichnung von G auf der Kugeloberfläche:

höchster
Punkt von S^2

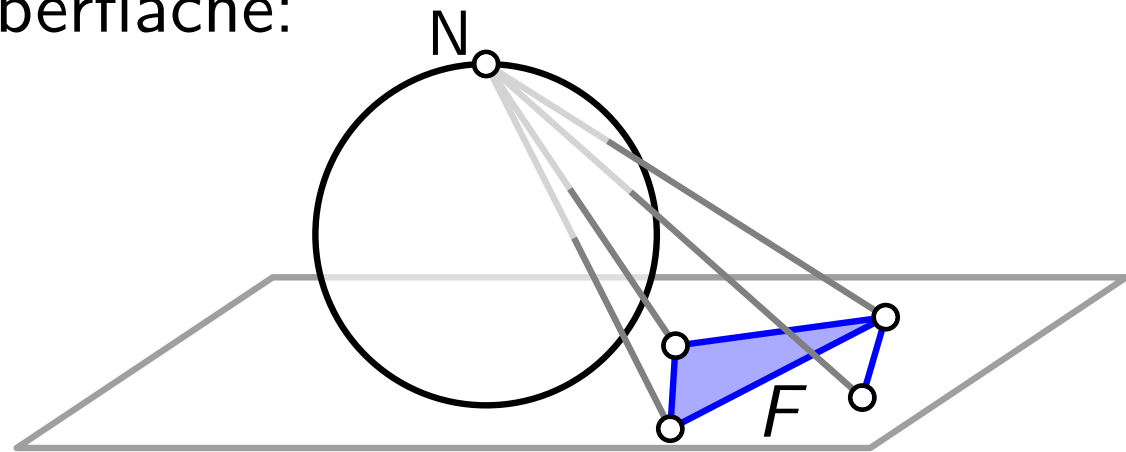


Die Wahl der Außenfacette ist beliebig

Beob.¹ G planar, π ebene Zeichnung von G , F Innenfacette von π . Dann gibt es auch eine ebene Zeichnung π_F von G , in der $E(F)$ den Rand der Außenfacette bildet.

Beweis. Die Umkehrung σ^{-1} der *stereografischen* Projektion $\sigma: S^2 \setminus \{N\} \rightarrow \mathbb{R}^2$ liefert eine ebene Zeichnung von G auf der Kugeloberfläche:

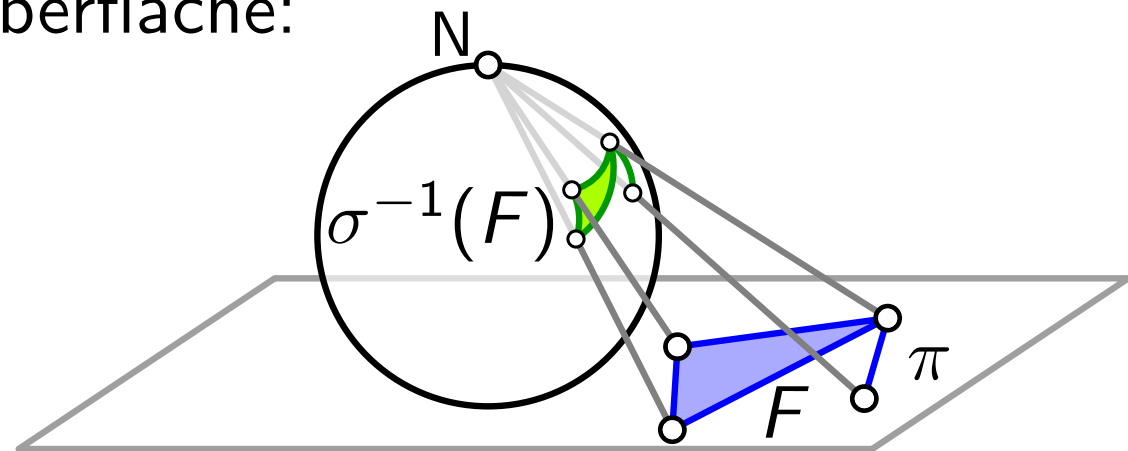
Zentralprojekt
von $S^2 \setminus \{N\}$
auf \mathbb{R}^2 mit
Zentrum N



Die Wahl der Außenfacette ist beliebig

Beob.¹ G planar, π ebene Zeichnung von G , F Innenfacette von π . Dann gibt es auch eine ebene Zeichnung π_F von G , in der $E(F)$ den Rand der Außenfacette bildet.

Beweis. Die Umkehrung σ^{-1} der *stereografischen* Projektion $\sigma: S^2 \setminus \{N\} \rightarrow \mathbb{R}^2$ liefert eine ebene Zeichnung von G auf der Kugeloberfläche:

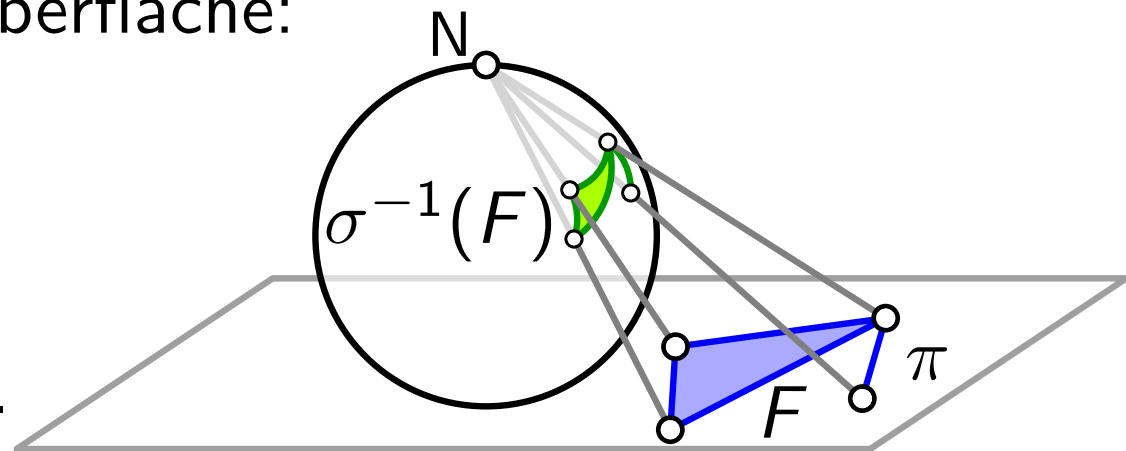


Die Wahl der Außenfacette ist beliebig

Beob.¹ G planar, π ebene Zeichnung von G , F Innenfacette von π . Dann gibt es auch eine ebene Zeichnung π_F von G , in der $E(F)$ den Rand der Außenfacette bildet.

Beweis. Die Umkehrung σ^{-1} der *stereografischen* Projektion $\sigma: S^2 \setminus \{N\} \rightarrow \mathbb{R}^2$ liefert eine ebene Zeichnung von G auf der Kugeloberfläche:

Drehe (mittels $\delta: \mathbb{R}^3 \rightarrow \mathbb{R}^3$) die Kugel, so dass $N \in \text{Inn}(\sigma^{-1}(F))$.



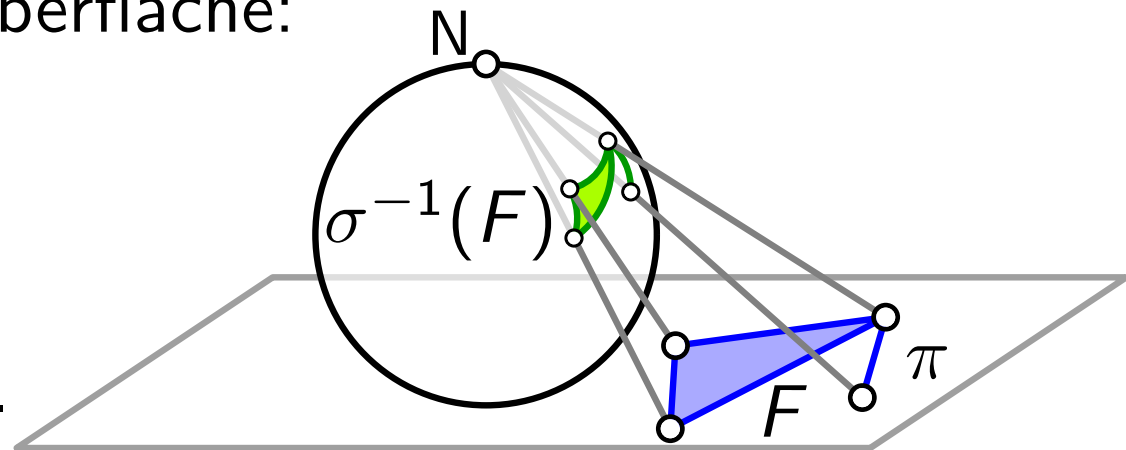
Die Wahl der Außenfacette ist beliebig

Beob.¹ G planar, π ebene Zeichnung von G , F Innenfacette von π . Dann gibt es auch eine ebene Zeichnung π_F von G , in der $E(F)$ den Rand der Außenfacette bildet.

Beweis. Die Umkehrung σ^{-1} der *stereografischen* Projektion $\sigma: S^2 \setminus \{N\} \rightarrow \mathbb{R}^2$ liefert eine ebene Zeichnung von G auf der Kugeloberfläche:

Drehe (mittels $\delta: \mathbb{R}^3 \rightarrow \mathbb{R}^3$) die Kugel, so dass $N \in \text{Inn}(\sigma^{-1}(F))$.

Projiziere dann zurück in die Ebene.

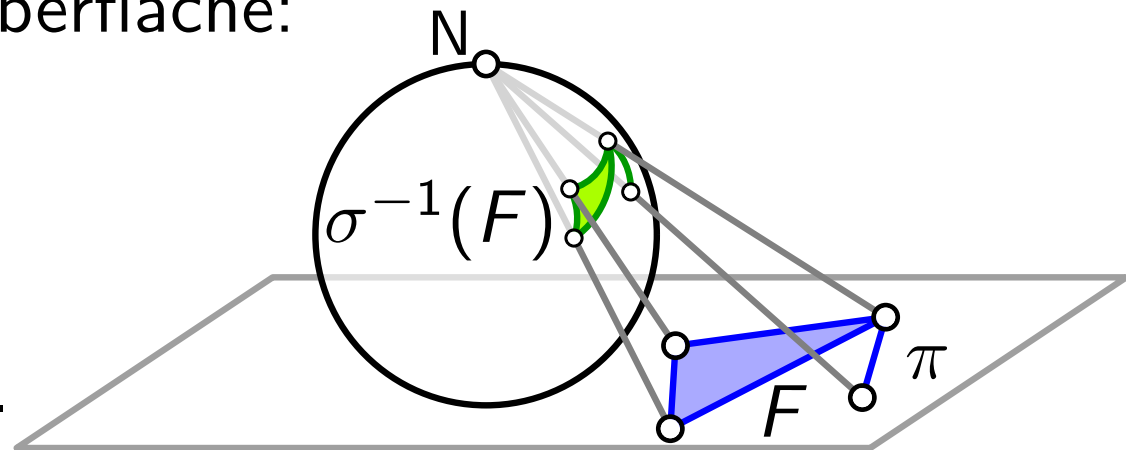


Die Wahl der Außenfacette ist beliebig

Beob.¹ G planar, π ebene Zeichnung von G , F Innenfacette von π . Dann gibt es auch eine ebene Zeichnung π_F von G , in der $E(F)$ den Rand der Außenfacette bildet.

Beweis. Die Umkehrung σ^{-1} der *stereografischen* Projektion $\sigma: S^2 \setminus \{N\} \rightarrow \mathbb{R}^2$ liefert eine ebene Zeichnung von G auf der Kugeloberfläche:

Drehe (mittels $\delta: \mathbb{R}^3 \rightarrow \mathbb{R}^3$) die Kugel, so dass $N \in \text{Inn}(\sigma^{-1}(F))$.



Projiziere dann zurück in die Ebene.

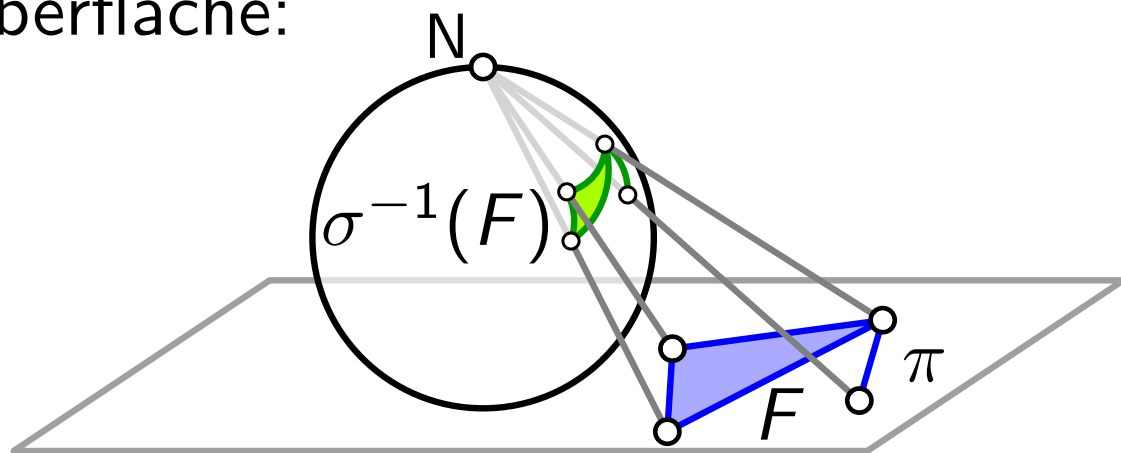
\Rightarrow Zeichnung von $E(F)$ begrenzt die Außenfacette.

Die Wahl der Außenfacette ist beliebig

Beob.¹ G planar, π ebene Zeichnung von G , F Innenfacette von π . Dann gibt es auch eine ebene Zeichnung π_F von G , in der $E(F)$ den Rand der Außenfacette bildet.

Beweis. Die Umkehrung σ^{-1} der *stereografischen* Projektion $\sigma: S^2 \setminus \{N\} \rightarrow \mathbb{R}^2$ liefert eine ebene Zeichnung von G auf der Kugeloberfläche:

Drehe (mittels $\delta: \mathbb{R}^3 \rightarrow \mathbb{R}^3$) die Kugel, so dass $N \in \text{Inn}(\sigma^{-1}(F))$.



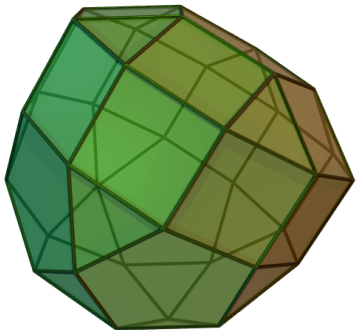
Projiziere dann zurück in die Ebene.

\Rightarrow Zeichnung von $E(F)$ begrenzt die Außenfacette.

Zeichnung $\pi_F = \sigma \circ \delta \circ \sigma^{-1} \circ \pi$ ist eben.

Skelette sind planar

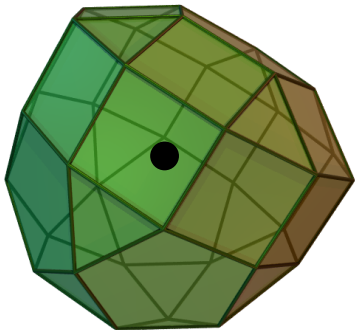
Beob.² Das Skelett (der Ecken-Adjazenzgraph) eines konvexen und beschränkten Polyeders ist planar.



Skelette sind planar

Beob.² Das Skelett (der Ecken-Adjazenzgraph) eines konvexen und beschränkten Polyeders ist planar.

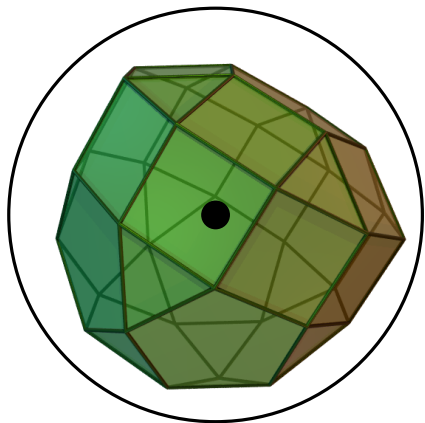
Beweis. Sei P konvexes, beschränktes Polyeder, $o \in \text{Inn}(P)$.



Skelette sind planar

Beob.² Das Skelett (der Ecken-Adjazenzgraph) eines konvexen und beschränkten Polyeders ist planar.

Beweis. Sei P konvexes, beschränktes Polyeder, $o \in \text{Inn}(P)$.
Sei S Kugel mit Zentrum o , so dass $P \subset S$.



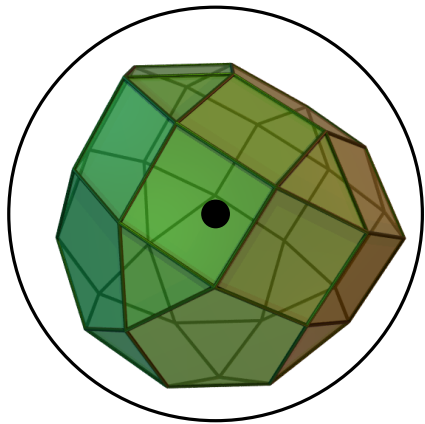
Skelette sind planar

Beob.² Das Skelett (der Ecken-Adjazenzgraph) eines konvexen und beschränkten Polyeders ist planar.

Beweis. Sei P konvexes, beschränktes Polyeder, $o \in \text{Inn}(P)$.

Sei S Kugel mit Zentrum o , so dass $P \subset S$.

Zentralprojektion $\pi_o: P \rightarrow S$ liefert ebene Zeichnung π_S des Skeletts von P auf der Kugeloberfläche von S .



Skelette sind planar

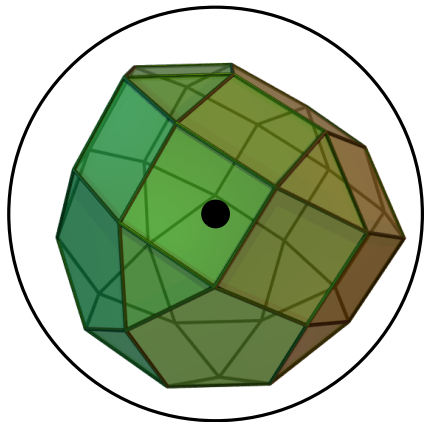
Beob.² Das Skelett (der Ecken-Adjazenzgraph) eines konvexen und beschränkten Polyeders ist planar.

Beweis. Sei P konvexes, beschränktes Polyeder, $o \in \text{Inn}(P)$.

Sei S Kugel mit Zentrum o , so dass $P \subset S$.

Zentralprojektion $\pi_o: P \rightarrow S$ liefert ebene Zeichnung π_S des Skeletts von P auf der Kugeloberfläche von S .

Wähle Nordpol N , so dass $N \notin \pi_S$.



Skelette sind planar

Beob.² Das Skelett (der Ecken-Adjazenzgraph) eines konvexen und beschränkten Polyeders ist planar.

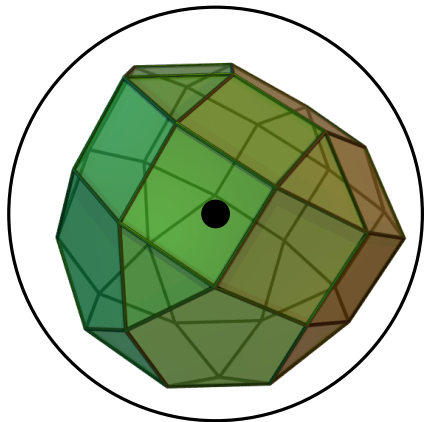
Beweis. Sei P konvexes, beschränktes Polyeder, $o \in \text{Inn}(P)$.

Sei S Kugel mit Zentrum o , so dass $P \subset S$.

Zentralprojektion $\pi_o: P \rightarrow S$ liefert ebene Zeichnung π_S des Skeletts von P auf der Kugeloberfläche von S .

Wähle Nordpol N , so dass $N \notin \pi_S$.

Projiziere π_S mittels σ auf die Ebene.



Skelette sind planar

Beob.² Das Skelett (der Ecken-Adjazenzgraph) eines konvexen und beschränkten Polyeders ist planar.

Beweis. Sei P konvexes, beschränktes Polyeder, $o \in \text{Inn}(P)$.

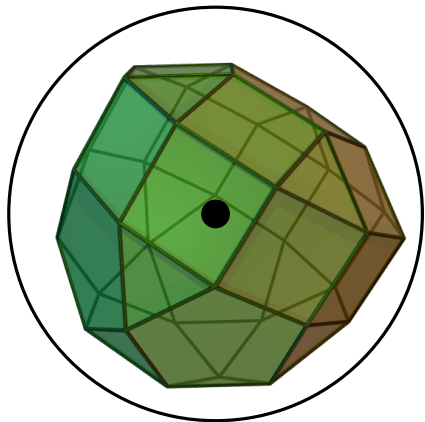
Sei S Kugel mit Zentrum o , so dass $P \subset S$.

Zentralprojektion $\pi_o: P \rightarrow S$ liefert ebene Zeichnung π_S des Skeletts von P auf der Kugeloberfläche von S .

Wähle Nordpol N , so dass $N \notin \pi_S$.

Projiziere π_S mittels σ auf die Ebene.

Ergebnis: $\sigma \circ \pi_S$ ist eben.



Schon wieder Euler . . .

Satz. (Eulerscher Polyedersatz / Polyederformel)

Sei π eine ebene Zeichnung eines Graphen (möglicherweise mit Schleifen und Mehrfachkanten) mit n Knoten, m Kanten, f Facetten und k Zusammenhangskomponenten. Dann gilt:



Schon wieder Euler . . .

Satz. (Eulerscher Polyedersatz / Polyederformel)

Sei π eine ebene Zeichnung eines Graphen (möglicherweise mit Schleifen und Mehrfachkanten) mit n Knoten, m Kanten, f Facetten und k Zusammenhangskomponenten. Dann gilt:

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



Schon wieder Euler . . .



Satz.

(Eulerscher Polyedersatz / Polyederformel)

Sei π eine ebene Zeichnung eines Graphen (möglicherweise mit Schleifen und Mehrfachkanten) mit n Knoten, m Kanten, f Facetten und k Zusammenhangskomponenten. Dann gilt:

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

Beweis.

Schon wieder Euler . . .



Satz. (Eulerscher Polyedersatz / Polyederformel)

Sei π eine ebene Zeichnung eines Graphen (möglicherweise mit Schleifen und Mehrfachkanten) mit n Knoten, m Kanten, f Facetten und k Zusammenhangskomponenten. Dann gilt:

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

Beweis. Induktion über m .

Schon wieder Euler . . .



Satz.

(Eulerscher Polyedersatz / Polyederformel)

Sei π eine ebene Zeichnung eines Graphen (möglicherweise mit Schleifen und Mehrfachkanten) mit n Knoten, m Kanten, f Facetten und k Zusammenhangskomponenten. Dann gilt:

$$LS_m := n - m + f = k + 1 =: RS_m$$

Beweis.

Induktion über m .

Schon wieder Euler . . .



Satz. (Eulerscher Polyedersatz / Polyederformel)

Sei π eine ebene Zeichnung eines Graphen (möglicherweise mit Schleifen und Mehrfachkanten) mit n Knoten, m Kanten, f Facetten und k Zusammenhangskomponenten. Dann gilt:

$$LS_m := n - m + f = k + 1 =: RS_m$$

Beweis. Induktion über m .

$m = 0$:

Schon wieder Euler . . .



Satz. (Eulerscher Polyedersatz / Polyederformel)

Sei π eine ebene Zeichnung eines Graphen (möglicherweise mit Schleifen und Mehrfachkanten) mit n Knoten, m Kanten, f Facetten und k Zusammenhangskomponenten. Dann gilt:

$$LS_m := n - m + f = k + 1 =: RS_m$$

Beweis. Induktion über m .

$m = 0$: $\Rightarrow f = 1$,

Schon wieder Euler . . .



Satz. (Eulerscher Polyedersatz / Polyederformel)

Sei π eine ebene Zeichnung eines Graphen (möglicherweise mit Schleifen und Mehrfachkanten) mit n Knoten, m Kanten, f Facetten und k Zusammenhangskomponenten. Dann gilt:

$$LS_m := n - m + f = k + 1 =: RS_m$$

Beweis. Induktion über m .

$m = 0$: $\Rightarrow f = 1, k = n$

Schon wieder Euler . . .



Satz. (Eulerscher Polyedersatz / Polyederformel)

Sei π eine ebene Zeichnung eines Graphen (möglicherweise mit Schleifen und Mehrfachkanten) mit n Knoten, m Kanten, f Facetten und k Zusammenhangskomponenten. Dann gilt:

$$LS_m := n - m + f = k + 1 =: RS_m$$

Beweis. Induktion über m .

$m = 0$: $\Rightarrow f = 1, k = n \Rightarrow LS_0 =$

Schon wieder Euler . . .



Satz. (Eulerscher Polyedersatz / Polyederformel)

Sei π eine ebene Zeichnung eines Graphen (möglicherweise mit Schleifen und Mehrfachkanten) mit n Knoten, m Kanten, f Facetten und k Zusammenhangskomponenten. Dann gilt:

$$LS_m := n - m + f = k + 1 =: RS_m$$

Beweis. Induktion über m .

$m = 0$: $\Rightarrow f = 1, k = n \Rightarrow LS_0 = n + 1$

Schon wieder Euler . . .



Satz. (Eulerscher Polyedersatz / Polyederformel)

Sei π eine ebene Zeichnung eines Graphen (möglicherweise mit Schleifen und Mehrfachkanten) mit n Knoten, m Kanten, f Facetten und k Zusammenhangskomponenten. Dann gilt:

$$LS_m := n - m + f = k + 1 =: RS_m$$

Beweis. Induktion über m .

$m = 0$: $\Rightarrow f = 1, k = n \Rightarrow LS_0 = n + 1 \quad RS_0 =$

Schon wieder Euler . . .



Satz. (Eulerscher Polyedersatz / Polyederformel)

Sei π eine ebene Zeichnung eines Graphen (möglicherweise mit Schleifen und Mehrfachkanten) mit n Knoten, m Kanten, f Facetten und k Zusammenhangskomponenten. Dann gilt:

$$LS_m := n - m + f = k + 1 =: RS_m$$

Beweis. Induktion über m .

$$m = 0: \quad \Rightarrow f = 1, k = n \Rightarrow LS_0 = n + 1 \quad RS_0 = n + 1$$

Schon wieder Euler . . .



Satz. (Eulerscher Polyedersatz / Polyederformel)

Sei π eine ebene Zeichnung eines Graphen (möglicherweise mit Schleifen und Mehrfachkanten) mit n Knoten, m Kanten, f Facetten und k Zusammenhangskomponenten. Dann gilt:

$$LS_m := n - m + f = k + 1 =: RS_m$$

Beweis. Induktion über m .

$m = 0$: $\Rightarrow f = 1, k = n \Rightarrow LS_0 = n + 1 = RS_0 = n + 1$ ✓

Schon wieder Euler . . .



Satz. (Eulerscher Polyedersatz / Polyederformel)

Sei π eine ebene Zeichnung eines Graphen (möglicherweise mit Schleifen und Mehrfachkanten) mit n Knoten, m Kanten, f Facetten und k Zusammenhangskomponenten. Dann gilt:

$$LS_m := n - m + f = k + 1 =: RS_m$$

Beweis. Induktion über m .

$m = 0$: $\Rightarrow f = 1, k = n \Rightarrow LS_0 = n + 1 = RS_0 = n + 1$ ✓

$m > 0$: ex. Kante e ;

Schon wieder Euler . . .



Satz. (Eulerscher Polyedersatz / Polyederformel)

Sei π eine ebene Zeichnung eines Graphen (möglicherweise mit Schleifen und Mehrfachkanten) mit n Knoten, m Kanten, f Facetten und k Zusammenhangskomponenten. Dann gilt:

$$LS_m := n - m + f = k + 1 =: RS_m$$

Beweis. Induktion über m .

$m = 0$: $\Rightarrow f = 1, k = n \Rightarrow LS_0 = n + 1 = RS_0 = n + 1$ ✓

$m > 0$: ex. Kante e ; ang. e beidseitig zu gleicher Facette F inzident

Schon wieder Euler . . .

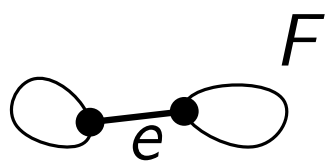


Satz.

(Eulerscher Polyedersatz / Polyederformel)

Sei π eine ebene Zeichnung eines Graphen (möglicherweise mit Schleifen und Mehrfachkanten) mit n Knoten, m Kanten, f Facetten und k Zusammenhangskomponenten. Dann gilt:

$$LS_m := n - m + f = k + 1 =: RS_m$$



Beweis.

Induktion über m .

$m = 0$: $\Rightarrow f = 1, k = n \Rightarrow LS_0 = n + 1 = RS_0 = n + 1$ ✓

$m > 0$: ex. Kante e ; ang. e beidseitig zu gleicher Facette F inzident

Schon wieder Euler . . .

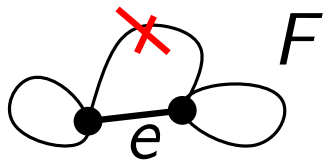


Satz.

(Eulerscher Polyedersatz / Polyederformel)

Sei π eine ebene Zeichnung eines Graphen (möglicherweise mit Schleifen und Mehrfachkanten) mit n Knoten, m Kanten, f Facetten und k Zusammenhangskomponenten. Dann gilt:

$$LS_m := n - m + f = k + 1 =: RS_m$$



Beweis.

Induktion über m .

$m = 0$: $\Rightarrow f = 1, k = n \Rightarrow LS_0 = n + 1 = RS_0 = n + 1$ ✓

$m > 0$: ex. Kante e ; ang. e beidseitig zu gleicher Facette F inzident $\Rightarrow e$ liegt nicht auf Kreis

Schon wieder Euler . . .

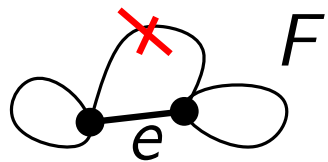


Satz.

(Eulerscher Polyedersatz / Polyederformel)

Sei π eine ebene Zeichnung eines Graphen (möglicherweise mit Schleifen und Mehrfachkanten) mit n Knoten, m Kanten, f Facetten und k Zusammenhangskomponenten. Dann gilt:

$$LS_m := n - m + f = k + 1 =: RS_m$$



Beweis.

Induktion über m .

$m = 0$: $\Rightarrow f = 1, k = n \Rightarrow LS_0 = n + 1 = RS_0 = n + 1$ ✓

$m > 0$: ex. Kante e ; ang. e beidseitig zu gleicher Facette F inzident $\Rightarrow e$ liegt nicht auf Kreis

$$G' := G - e$$

Schon wieder Euler . . .

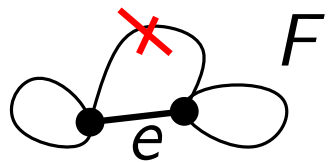


Satz.

(Eulerscher Polyedersatz / Polyederformel)

Sei π eine ebene Zeichnung eines Graphen (möglicherweise mit Schleifen und Mehrfachkanten) mit n Knoten, m Kanten, f Facetten und k Zusammenhangskomponenten. Dann gilt:

$$LS_m := n - m + f = k + 1 =: RS_m$$



Beweis.

Induktion über m .

$m = 0$: $\Rightarrow f = 1, k = n \Rightarrow LS_0 = n + 1 = RS_0 = n + 1$ ✓

$m > 0$: ex. Kante e ; ang. e beidseitig zu gleicher Facette F inzident $\Rightarrow e$ liegt nicht auf Kreis

$G' := G - e \Rightarrow n' =$

Schon wieder Euler . . .

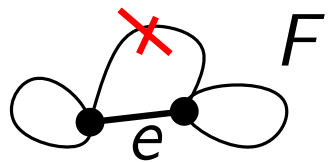


Satz.

(Eulerscher Polyedersatz / Polyederformel)

Sei π eine ebene Zeichnung eines Graphen (möglicherweise mit Schleifen und Mehrfachkanten) mit n Knoten, m Kanten, f Facetten und k Zusammenhangskomponenten. Dann gilt:

$$LS_m := n - m + f = k + 1 =: RS_m$$



Beweis.

Induktion über m .

$$m = 0: \Rightarrow f = 1, k = n \Rightarrow LS_0 = n + 1 = RS_0 = n + 1 \checkmark$$

$m > 0$: ex. Kante e ; ang. e beidseitig zu gleicher Facette F inzident $\Rightarrow e$ liegt nicht auf Kreis

$$G' := G - e \Rightarrow n' = n, f' =$$

Schon wieder Euler . . .

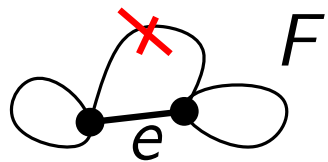


Satz.

(Eulerscher Polyedersatz / Polyederformel)

Sei π eine ebene Zeichnung eines Graphen (möglicherweise mit Schleifen und Mehrfachkanten) mit n Knoten, m Kanten, f Facetten und k Zusammenhangskomponenten. Dann gilt:

$$LS_m := n - m + f = k + 1 =: RS_m$$



Beweis.

Induktion über m .

$$m = 0: \Rightarrow f = 1, k = n \Rightarrow LS_0 = n + 1 = RS_0 = n + 1 \checkmark$$

$m > 0$: ex. Kante e ; ang. e beidseitig zu gleicher Facette F inzident $\Rightarrow e$ liegt nicht auf Kreis

$$G' := G - e \Rightarrow n' = n, f' = f, m' =$$

Schon wieder Euler . . .

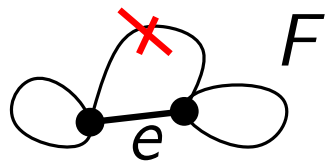


Satz.

(Eulerscher Polyedersatz / Polyederformel)

Sei π eine ebene Zeichnung eines Graphen (möglicherweise mit Schleifen und Mehrfachkanten) mit n Knoten, m Kanten, f Facetten und k Zusammenhangskomponenten. Dann gilt:

$$LS_m := n - m + f = k + 1 =: RS_m$$



Beweis.

Induktion über m .

$m = 0$: $\Rightarrow f = 1, k = n \Rightarrow LS_0 = n + 1 = RS_0 = n + 1$ ✓

$m > 0$: ex. Kante e ; ang. e beidseitig zu gleicher Facette F inzident $\Rightarrow e$ liegt nicht auf Kreis

$G' := G - e \Rightarrow n' = n, f' = f, m' = m - 1, k' =$

Schon wieder Euler . . .

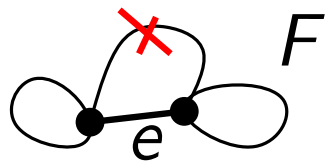


Satz.

(Eulerscher Polyedersatz / Polyederformel)

Sei π eine ebene Zeichnung eines Graphen (möglicherweise mit Schleifen und Mehrfachkanten) mit n Knoten, m Kanten, f Facetten und k Zusammenhangskomponenten. Dann gilt:

$$LS_m := n - m + f = k + 1 =: RS_m$$



Beweis.

Induktion über m .

$m = 0$: $\Rightarrow f = 1, k = n \Rightarrow LS_0 = n + 1 = RS_0 = n + 1$ ✓

$m > 0$: ex. Kante e ; ang. e beidseitig zu gleicher Facette F inzident $\Rightarrow e$ liegt nicht auf Kreis

$G' := G - e \Rightarrow n' = n, f' = f, m' = m - 1, k' = k + 1.$

Schon wieder Euler . . .

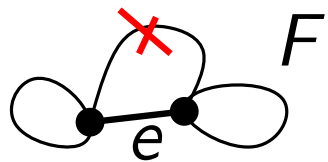


Satz.

(Eulerscher Polyedersatz / Polyederformel)

Sei π eine ebene Zeichnung eines Graphen (möglicherweise mit Schleifen und Mehrfachkanten) mit n Knoten, m Kanten, f Facetten und k Zusammenhangskomponenten. Dann gilt:

$$LS_m := n - m + f = k + 1 =: RS_m$$



Beweis.

Induktion über m .

$$m = 0: \Rightarrow f = 1, k = n \Rightarrow LS_0 = n + 1 = RS_0 = n + 1 \checkmark$$

$m > 0$: ex. Kante e ; ang. e beidseitig zu gleicher Facette F inzident $\Rightarrow e$ liegt nicht auf Kreis

$$G' := G - e \Rightarrow n' = n, f' = f, m' = m - 1, k' = k + 1.$$

$$\Rightarrow LS_m =$$

Schon wieder Euler . . .

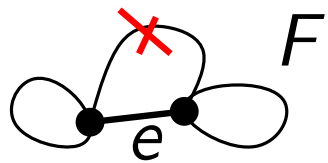


Satz.

(Eulerscher Polyedersatz / Polyederformel)

Sei π eine ebene Zeichnung eines Graphen (möglicherweise mit Schleifen und Mehrfachkanten) mit n Knoten, m Kanten, f Facetten und k Zusammenhangskomponenten. Dann gilt:

$$LS_m := n - m + f = k + 1 =: RS_m$$



Beweis.

Induktion über m .

$$m = 0: \Rightarrow f = 1, k = n \Rightarrow LS_0 = n + 1 = RS_0 = n + 1 \checkmark$$

$m > 0$: ex. Kante e ; ang. e beidseitig zu gleicher Facette F inzident $\Rightarrow e$ liegt nicht auf Kreis

$$G' := G - e \Rightarrow n' = n, f' = f, m' = m - 1, k' = k + 1.$$

$$\Rightarrow LS_m = n - m + f =$$

Schon wieder Euler . . .

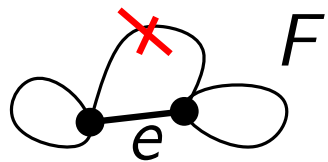


Satz.

(Eulerscher Polyedersatz / Polyederformel)

Sei π eine ebene Zeichnung eines Graphen (möglicherweise mit Schleifen und Mehrfachkanten) mit n Knoten, m Kanten, f Facetten und k Zusammenhangskomponenten. Dann gilt:

$$LS_m := n - m + f = k + 1 =: RS_m$$



Beweis.

Induktion über m .

$$m = 0: \Rightarrow f = 1, k = n \Rightarrow LS_0 = n + 1 = RS_0 = n + 1 \checkmark$$

$m > 0$: ex. Kante e ; ang. e beidseitig zu gleicher Facette F inzident $\Rightarrow e$ liegt nicht auf Kreis

$$G' := G - e \Rightarrow n' = n, f' = f, m' = m - 1, k' = k + 1.$$

$$\Rightarrow LS_m = n - m + f = n' - m' + f' - 1 =$$

Schon wieder Euler . . .

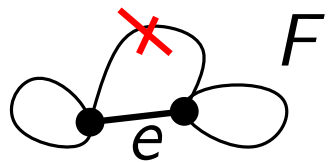


Satz.

(Eulerscher Polyedersatz / Polyederformel)

Sei π eine ebene Zeichnung eines Graphen (möglicherweise mit Schleifen und Mehrfachkanten) mit n Knoten, m Kanten, f Facetten und k Zusammenhangskomponenten. Dann gilt:

$$LS_m := n - m + f = k + 1 =: RS_m$$



Beweis.

Induktion über m .

$$m = 0: \Rightarrow f = 1, k = n \Rightarrow LS_0 = n + 1 = RS_0 = n + 1 \checkmark$$

$m > 0$: ex. Kante e ; ang. e beidseitig zu gleicher Facette F inzident $\Rightarrow e$ liegt nicht auf Kreis

$$G' := G - e \Rightarrow n' = n, f' = f, m' = m - 1, k' = k + 1.$$

$$\Rightarrow LS_m = n - m + f = n' - m' + f' - 1 =$$

[Können I.V. auf G' anwenden, da G' planar und $m' < m$.]

Schon wieder Euler . . .

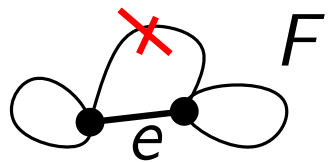


Satz.

(Eulerscher Polyedersatz / Polyederformel)

Sei π eine ebene Zeichnung eines Graphen (möglicherweise mit Schleifen und Mehrfachkanten) mit n Knoten, m Kanten, f Facetten und k Zusammenhangskomponenten. Dann gilt:

$$LS_m := n - m + f = k + 1 =: RS_m$$



Beweis.

Induktion über m .

$$m = 0: \Rightarrow f = 1, k = n \Rightarrow LS_0 = n + 1 = RS_0 = n + 1 \checkmark$$

$m > 0$: ex. Kante e ; ang. e beidseitig zu gleicher Facette F inzident $\Rightarrow e$ liegt nicht auf Kreis

$$G' := G - e \Rightarrow n' = n, f' = f, m' = m - 1, k' = k + 1.$$

$$\Rightarrow LS_m = n - m + f = n' - m' + f' - 1 = k' =$$

[Können I.V. auf G' anwenden, da G' planar und $m' < m$.]

Schon wieder Euler . . .

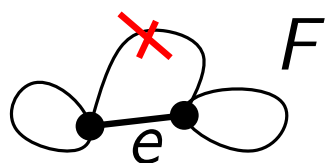


Satz.

(Eulerscher Polyedersatz / Polyederformel)

Sei π eine ebene Zeichnung eines Graphen (möglicherweise mit Schleifen und Mehrfachkanten) mit n Knoten, m Kanten, f Facetten und k Zusammenhangskomponenten. Dann gilt:

$$LS_m := n - m + f = k + 1 =: RS_m$$



Beweis.

Induktion über m .

$$m = 0: \Rightarrow f = 1, k = n \Rightarrow LS_0 = n + 1 = RS_0 = n + 1 \checkmark$$

$m > 0$: ex. Kante e ; ang. e beidseitig zu gleicher Facette F inzident $\Rightarrow e$ liegt nicht auf Kreis

$$G' := G - e \Rightarrow n' = n, f' = f, m' = m - 1, k' = k + 1.$$

$$\Rightarrow LS_m = n - m + f = n' - m' + f' - 1 = k' = k + 1 =$$

[Können I.V. auf G' anwenden, da G' planar und $m' < m$.]

Schon wieder Euler . . .

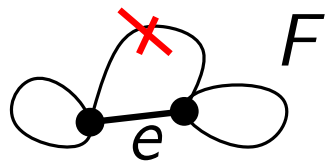


Satz.

(Eulerscher Polyedersatz / Polyederformel)

Sei π eine ebene Zeichnung eines Graphen (möglicherweise mit Schleifen und Mehrfachkanten) mit n Knoten, m Kanten, f Facetten und k Zusammenhangskomponenten. Dann gilt:

$$LS_m := n - m + f = k + 1 =: RS_m$$



Beweis.

Induktion über m .

$$m = 0: \Rightarrow f = 1, k = n \Rightarrow LS_0 = n + 1 = RS_0 = n + 1 \checkmark$$

$m > 0$: ex. Kante e ; ang. e beidseitig zu gleicher Facette F inzident $\Rightarrow e$ liegt nicht auf Kreis

$$G' := G - e \Rightarrow n' = n, f' = f, m' = m - 1, k' = k + 1.$$

$$\Rightarrow LS_m = n - m + f = n' - m' + f' - 1 = k' = k + 1 = RS_m.$$

[Können I.V. auf G' anwenden, da G' planar und $m' < m$.]

Schon wieder Euler . . .

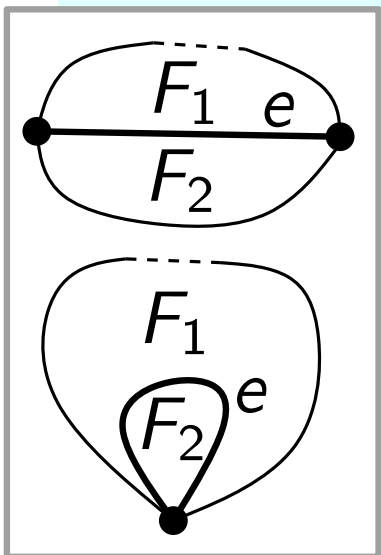


Satz.

(Eulerscher Polyedersatz / Polyederformel)

Sei π eine ebene Zeichnung eines Graphen (möglicherweise mit Schleifen und Mehrfachkanten) mit n Knoten, m Kanten, f Facetten und k Zusammenhangskomponenten. Dann gilt:

$$LS_m := n - m + f = k + 1 =: RS_m$$



Beweis.

Induktion über m .

$$m = 0: \Rightarrow f = 1, k = n \Rightarrow LS_0 = n + 1 = RS_0 = n + 1 \checkmark$$

$m > 0$: ex. Kante e ; ang. e ~~beidseitig zu gleicher Facette F~~
inzident zu Facetten $F_1 \neq F_2$

$$G' := G - e \Rightarrow n' = n, f' = f, m' = m - 1, k' = k + 1.$$

$$\Rightarrow LS_m = n - m + f = n' - m' + f' - 1 = k' = k + 1 = RS_m.$$

[Können I.V. auf G' anwenden, da G' planar und $m' < m$.]

Schon wieder Euler . . .

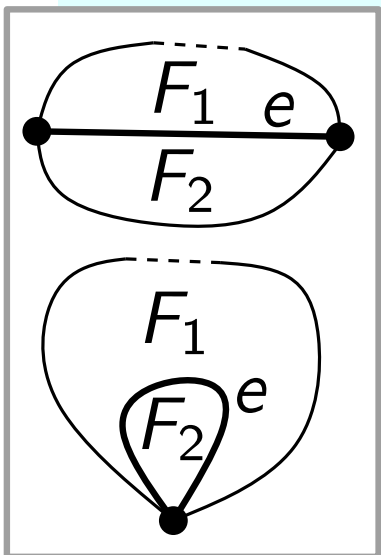


Satz.

(Eulerscher Polyedersatz / Polyederformel)

Sei π eine ebene Zeichnung eines Graphen (möglicherweise mit Schleifen und Mehrfachkanten) mit n Knoten, m Kanten, f Facetten und k Zusammenhangskomponenten. Dann gilt:

$$LS_m := n - m + f = k + 1 =: RS_m$$



Beweis.

Induktion über m .

$$m = 0: \Rightarrow f = 1, k = n \Rightarrow LS_0 = n + 1 = RS_0 = n + 1 \checkmark$$

$m > 0$: ex. Kante e ; ang. e ~~beidseitig zu gleicher Facette F~~
inzident zu Facetten $F_1 \neq F_2$

$$G' := G - e \Rightarrow n' = n, f' = f - 1, m' = m - 1, k' = k + 1.$$

$$\Rightarrow LS_m = n - m + f = n' - m' + f' - 1 = k' = k + 1 = RS_m.$$

[Können I.V. auf G' anwenden, da G' planar und $m' < m$.]

Schon wieder Euler . . .

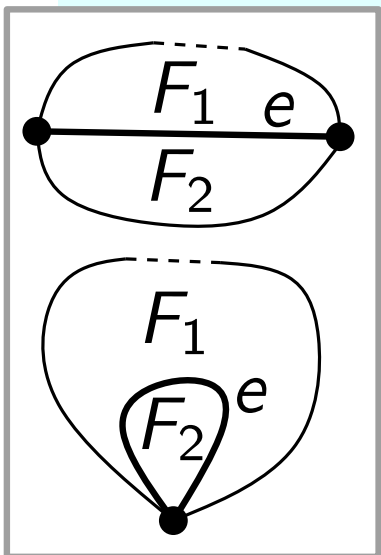


Satz.

(Eulerscher Polyedersatz / Polyederformel)

Sei π eine ebene Zeichnung eines Graphen (möglicherweise mit Schleifen und Mehrfachkanten) mit n Knoten, m Kanten, f Facetten und k Zusammenhangskomponenten. Dann gilt:

$$LS_m := n - m + f = k + 1 =: RS_m$$



Beweis.

Induktion über m .

$m = 0$: $\Rightarrow f = 1, k = n \Rightarrow LS_0 = n + 1 = RS_0 = n + 1$ ✓

$m > 0$: ex. Kante e ; ang. e ~~beidseitig zu gleicher Facette F~~
inzident zu Facetten $F_1 \neq F_2$

$G' := G - e \Rightarrow n' = n, f' = f - 1, m' = m - 1, k' = k - 1.$
 $\Rightarrow LS_m = n - m + f = n' - m' + f' - 1 = k' = k + 1 = RS_m.$

[Können I.V. auf G' anwenden, da G' planar und $m' < m$.]

Schon wieder Euler . . .

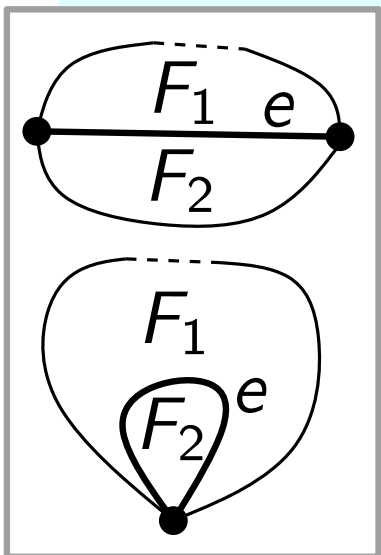


Satz.

(Eulerscher Polyedersatz / Polyederformel)

Sei π eine ebene Zeichnung eines Graphen (möglicherweise mit Schleifen und Mehrfachkanten) mit n Knoten, m Kanten, f Facetten und k Zusammenhangskomponenten. Dann gilt:

$$LS_m := n - m + f = k + 1 =: RS_m$$



Beweis.

Induktion über m .

$$m = 0: \Rightarrow f = 1, k = n \Rightarrow LS_0 = n + 1 = RS_0 = n + 1 \checkmark$$

$m > 0$: ex. Kante e ; ang. e ~~beidseitig zu gleicher Facette F~~
inzident zu Facetten $F_1 \neq F_2$

$$G' := G - e \Rightarrow n' = n, f' = f - 1, m' = m - 1, k' = k - 1.$$

$$\Rightarrow LS_m = n - m + f = n' - m' + f' - 1 = k' = k + 1 = RS_m.$$

[Können I.V. auf G' anwenden, da G' planar und $m' < m$.]

Schon wieder Euler ...

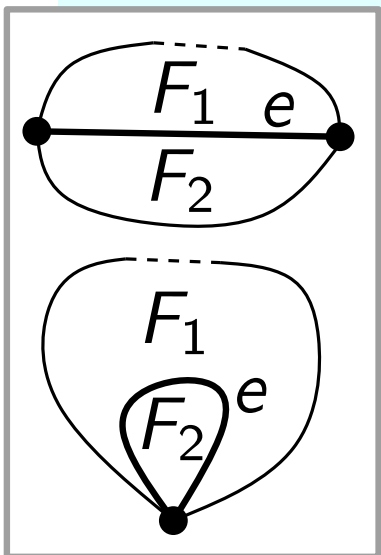


Satz.

(Eulerscher Polyedersatz / Polyederformel)

Sei π eine ebene Zeichnung eines Graphen (möglicherweise mit Schleifen und Mehrfachkanten) mit n Knoten, m Kanten, f Facetten und k Zusammenhangskomponenten. Dann gilt:

$$LS_m := n - m + f = k + 1 =: RS_m$$



Beweis.

Induktion über m .

$m = 0$: $\Rightarrow f = 1, k = n \Rightarrow LS_0 = n + 1 = RS_0 = n + 1$ ✓

$m > 0$: ex. Kante e ; ang. e ~~beidseitig zu gleicher Facette F~~
inzident zu Facetten $F_1 \neq F_2$

$G' := G - e \Rightarrow n' = n, f' = f - 1, m' = m - 1, k' = k - 1.$
 $\Rightarrow LS_m = n - m + f = n' - m' + f' - 1 = k' + 1 = k + 1 = RS_m.$

[Können I.V. auf G' anwenden, da G' planar und $m' < m$.]



Planare Graphen sind schlank!

Satz. Für jeden *einfachen* planaren Graphen $G = (V, E)$ mit mind. 3 Knoten gilt $m \leq 3n - 6$ und $f \leq 2n - 4$.

Planare Graphen sind schlank!

Satz. Für jeden *einfachen* planaren Graphen $G = (V, E)$ mit mind. 3 Knoten gilt $m \leq 3n - 6$ und $f \leq 2n - 4$.

Beweis. Zweifaches Abzählen

Planare Graphen sind schlank!

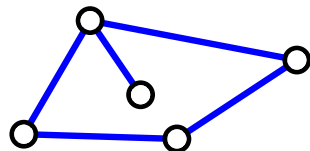
Satz. Für jeden *einfachen* planaren Graphen $G = (V, E)$ mit mind. 3 Knoten gilt $m \leq 3n - 6$ und $f \leq 2n - 4$.

Beweis. Zweifaches Abzählen der Kanten-Facetten-Inzidenzen:

Planare Graphen sind schlank!

Satz. Für jeden *einfachen* planaren Graphen $G = (V, E)$ mit mind. 3 Knoten gilt $m \leq 3n - 6$ und $f \leq 2n - 4$.

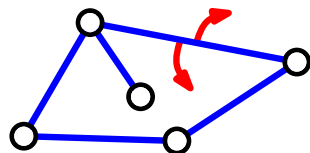
Beweis. Zweifaches Abzählen der Kanten-Facetten-Inzidenzen:



Planare Graphen sind schlank!

Satz. Für jeden *einfachen* planaren Graphen $G = (V, E)$ mit mind. 3 Knoten gilt $m \leq 3n - 6$ und $f \leq 2n - 4$.

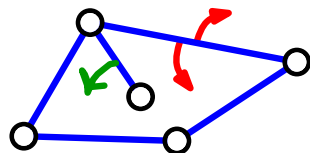
Beweis. Zweifaches Abzählen der Kanten-Facetten-Inzidenzen:



Planare Graphen sind schlank!

Satz. Für jeden *einfachen* planaren Graphen $G = (V, E)$ mit mind. 3 Knoten gilt $m \leq 3n - 6$ und $f \leq 2n - 4$.

Beweis. Zweifaches Abzählen der Kanten-Facetten-Inzidenzen:

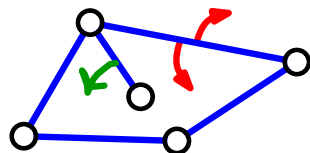


Inz.

Planare Graphen sind schlank!

Satz. Für jeden *einfachen* planaren Graphen $G = (V, E)$ mit mind. 3 Knoten gilt $m \leq 3n - 6$ und $f \leq 2n - 4$.

Beweis. Zweifaches Abzählen der Kanten-Facetten-Inzidenzen:

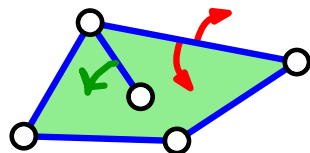


$$2m \geq \# \text{ Inz.}$$

Planare Graphen sind schlank!

Satz. Für jeden *einfachen* planaren Graphen $G = (V, E)$ mit mind. 3 Knoten gilt $m \leq 3n - 6$ und $f \leq 2n - 4$.

Beweis. Zweifaches Abzählen der Kanten-Facetten-Inzidenzen:

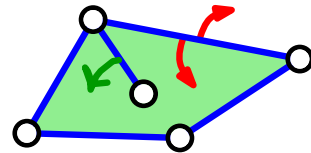


$$2m \geq \# \text{ Inz.} \geq 3f$$

Planare Graphen sind schlank!

Satz. Für jeden *einfachen* planaren Graphen $G = (V, E)$ mit mind. 3 Knoten gilt $m \leq 3n - 6$ und $f \leq 2n - 4$.

Beweis. Zweifaches Abzählen der Kanten-Facetten-Inzidenzen:



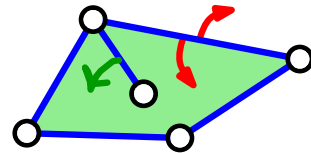
$$2m \geq \# \text{ Inz.} \geq 3f$$

[da jede Facette eines *einfachen* Graphen aus mind. drei Kanten besteht (falls $n \geq 3$ und $m \geq 3$).

Planare Graphen sind schlank!

Satz. Für jeden *einfachen* planaren Graphen $G = (V, E)$ mit mind. 3 Knoten gilt $m \leq 3n - 6$ und $f \leq 2n - 4$.

Beweis. Zweifaches Abzählen der Kanten-Facetten-Inzidenzen:



$$2m \geq \# \text{ Inz.} \geq 3f$$

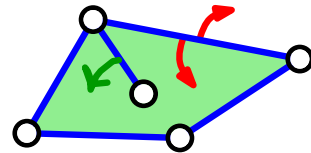
[da jede Facette eines *einfachen* Graphen aus mind. drei Kanten besteht (falls $n \geq 3$ und $m \geq 3$).

$$\Rightarrow f \leq \frac{2}{3}m$$

Planare Graphen sind schlank!

Satz. Für jeden *einfachen* planaren Graphen $G = (V, E)$ mit mind. 3 Knoten gilt $m \leq 3n - 6$ und $f \leq 2n - 4$.

Beweis. Zweifaches Abzählen der Kanten-Facetten-Inzidenzen:



$$2m \geq \# \text{ Inz.} \geq 3f \quad \left[\text{da jede Facette eines } \textit{einfachen} \text{ Graphen aus mind.} \right.$$

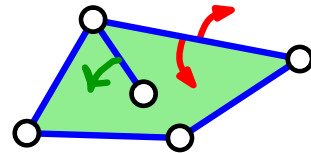
$$\Rightarrow f \leq \frac{2}{3}m \quad \left. \text{drei Kanten besteht (falls } n \geq 3 \text{ und } m \geq 3 \text{).} \right]$$

OBdA ist G zusammenhängend

Planare Graphen sind schlank!

Satz. Für jeden *einfachen* planaren Graphen $G = (V, E)$ mit mind. 3 Knoten gilt $m \leq 3n - 6$ und $f \leq 2n - 4$.

Beweis. Zweifaches Abzählen der Kanten-Facetten-Inzidenzen:



$$2m \geq \# \text{ Inz.} \geq 3f \quad \left[\text{da jede Facette eines } \textit{einfachen} \text{ Graphen aus mind.} \right.$$

drei Kanten besteht (falls $n \geq 3$ und $m \geq 3$). $\left. \right]$

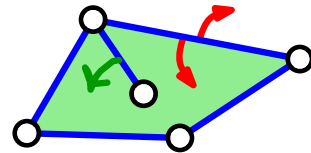
$$\Rightarrow f \leq \frac{2}{3}m$$

OBdA ist G zusammenhängend
(sonst füge weitere Kanten hinzu).

Planare Graphen sind schlank!

Satz. Für jeden *einfachen* planaren Graphen $G = (V, E)$ mit mind. 3 Knoten gilt $m \leq 3n - 6$ und $f \leq 2n - 4$.

Beweis. Zweifaches Abzählen der Kanten-Facetten-Inzidenzen:



$$2m \geq \# \text{ Inz.} \geq 3f \quad \left[\text{da jede Facette eines } \textit{einfachen} \text{ Graphen aus mind. drei Kanten besteht (falls } n \geq 3 \text{ und } m \geq 3). \right]$$

$$\Rightarrow f \leq \frac{2}{3}m$$

OBdA ist G zusammenhängend
(sonst füge weitere Kanten hinzu).

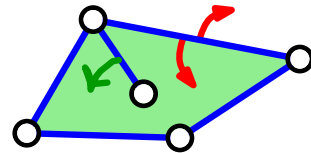
$$\Rightarrow m = n + f - 2$$

Euler

Planare Graphen sind schlank!

Satz. Für jeden *einfachen* planaren Graphen $G = (V, E)$ mit mind. 3 Knoten gilt $m \leq 3n - 6$ und $f \leq 2n - 4$.

Beweis. Zweifaches Abzählen der Kanten-Facetten-Inzidenzen:



$$2m \geq \# \text{ Inz.} \geq 3f \quad \left[\text{da jede Facette eines } \textit{einfachen} \text{ Graphen aus mind. drei Kanten besteht (falls } n \geq 3 \text{ und } m \geq 3). \right]$$

$$\Rightarrow f \leq \frac{2}{3}m$$

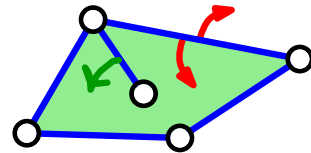
OBdA ist G zusammenhängend
(sonst füge weitere Kanten hinzu).

$$\Rightarrow \underset{\text{Euler}}{m} = n + f - 2 \leq$$

Planare Graphen sind schlank!

Satz. Für jeden *einfachen* planaren Graphen $G = (V, E)$ mit mind. 3 Knoten gilt $m \leq 3n - 6$ und $f \leq 2n - 4$.

Beweis. Zweifaches Abzählen der Kanten-Facetten-Inzidenzen:



$$2m \geq \# \text{ Inz.} \geq 3f \quad \left[\text{da jede Facette eines } \textit{einfachen} \text{ Graphen aus mind. drei Kanten besteht (falls } n \geq 3 \text{ und } m \geq 3 \text{).} \right]$$

$$\Rightarrow f \leq \frac{2}{3}m$$

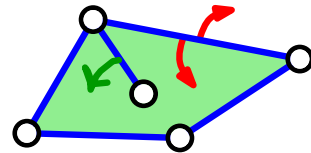
OBdA ist G zusammenhängend
(sonst füge weitere Kanten hinzu).

$$\Rightarrow \underset{\text{Euler}}{m} = n + f - 2 \leq$$

Planare Graphen sind schlank!

Satz. Für jeden *einfachen* planaren Graphen $G = (V, E)$ mit mind. 3 Knoten gilt $m \leq 3n - 6$ und $f \leq 2n - 4$.

Beweis. Zweifaches Abzählen der Kanten-Facetten-Inzidenzen:



$$2m \geq \# \text{ Inz.} \geq 3f \quad \left[\text{da jede Facette eines } \textit{einfachen} \text{ Graphen aus mind. drei Kanten besteht (falls } n \geq 3 \text{ und } m \geq 3 \text{).} \right]$$

$$\Rightarrow f \leq \frac{2}{3}m$$

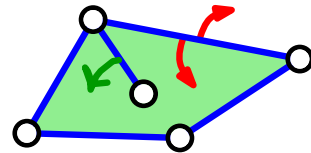
OBdA ist G zusammenhängend
(sonst füge weitere Kanten hinzu).

$$\stackrel{\text{Euler}}{\Rightarrow} m = n + f - 2 \leq n + \frac{2}{3}m - 2$$

Planare Graphen sind schlank!

Satz. Für jeden *einfachen* planaren Graphen $G = (V, E)$ mit mind. 3 Knoten gilt $m \leq 3n - 6$ und $f \leq 2n - 4$.

Beweis. Zweifaches Abzählen der Kanten-Facetten-Inzidenzen:



$$2m \geq \# \text{ Inz.} \geq 3f \quad \left[\text{da jede Facette eines } \textit{einfachen} \text{ Graphen aus mind. drei Kanten besteht (falls } n \geq 3 \text{ und } m \geq 3 \text{).} \right]$$

$$\Rightarrow f \leq \frac{2}{3}m$$

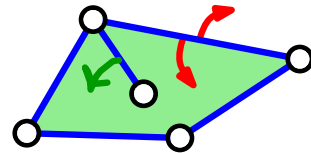
OBdA ist G zusammenhängend
(sonst füge weitere Kanten hinzu).

$$\stackrel{\text{Euler}}{\Rightarrow} m = n + f - 2 \leq n + \frac{2}{3}m - 2 \Rightarrow m \leq$$

Planare Graphen sind schlank!

Satz. Für jeden *einfachen* planaren Graphen $G = (V, E)$ mit mind. 3 Knoten gilt $m \leq 3n - 6$ und $f \leq 2n - 4$.

Beweis. Zweifaches Abzählen der Kanten-Facetten-Inzidenzen:



$$2m \geq \# \text{ Inz.} \geq 3f \quad \left[\text{da jede Facette eines } \textit{einfachen} \text{ Graphen aus mind. drei Kanten besteht (falls } n \geq 3 \text{ und } m \geq 3 \text{)}. \right]$$

$$\Rightarrow f \leq \frac{2}{3}m$$

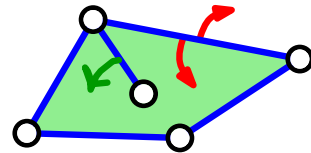
OBdA ist G zusammenhängend
(sonst füge weitere Kanten hinzu).

$$\stackrel{\text{Euler}}{\Rightarrow} m = n + f - 2 \leq n + \frac{2}{3}m - 2 \Rightarrow m \leq 3n - 6$$

Planare Graphen sind schlank!

Satz. Für jeden *einfachen* planaren Graphen $G = (V, E)$ mit mind. 3 Knoten gilt $m \leq 3n - 6$ und $f \leq 2n - 4$.

Beweis. Zweifaches Abzählen der Kanten-Facetten-Inzidenzen:



$$2m \geq \# \text{ Inz.} \geq 3f \quad \left[\text{da jede Facette eines } \textit{einfachen} \text{ Graphen aus mind. drei Kanten besteht (falls } n \geq 3 \text{ und } m \geq 3 \text{).} \right]$$

$$\Rightarrow f \leq \frac{2}{3}m$$

OBdA ist G zusammenhängend
(sonst füge weitere Kanten hinzu).

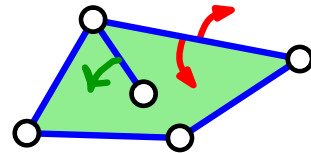
$$\stackrel{\text{Euler}}{\Rightarrow} m = n + f - 2 \leq n + \frac{2}{3}m - 2 \Rightarrow m \leq 3n - 6$$

$$\Rightarrow f \leq$$

Planare Graphen sind schlank!

Satz. Für jeden *einfachen* planaren Graphen $G = (V, E)$ mit mind. 3 Knoten gilt $m \leq 3n - 6$ und $f \leq 2n - 4$.

Beweis. Zweifaches Abzählen der Kanten-Facetten-Inzidenzen:



$$2m \geq \# \text{ Inz.} \geq 3f \quad \left[\text{da jede Facette eines } \textit{einfachen} \text{ Graphen aus mind. drei Kanten besteht (falls } n \geq 3 \text{ und } m \geq 3 \text{).} \right]$$

$$\Rightarrow f \leq \frac{2}{3}m$$

OBdA ist G zusammenhängend
(sonst füge weitere Kanten hinzu).

$$\stackrel{\text{Euler}}{\Rightarrow} m = n + f - 2 \leq n + \frac{2}{3}m - 2 \Rightarrow m \leq 3n - 6$$

$$\Rightarrow f \leq 2n - 4 \quad \square$$

Konsequenzen

Satz. Für jeden *einfachen* planaren Graphen $G = (V, E)$ mit mind. 3 Knoten gilt $m \leq 3n - 6$ und $f \leq 2n - 4$.

Konsequenzen

Satz. Für jeden *einfachen* planaren Graphen $G = (V, E)$ mit mind. 3 Knoten gilt $m \leq 3n - 6$ und $f \leq 2n - 4$.

Korollar. Der durchschnittliche Knotengrad in einem einfachen planaren Graphen ist kleiner 6.

Konsequenzen

Satz. Für jeden *einfachen* planaren Graphen $G = (V, E)$ mit mind. 3 Knoten gilt $m \leq 3n - 6$ und $f \leq 2n - 4$.

Korollar. Der durchschnittliche Knotengrad in einem einfachen planaren Graphen ist kleiner 6.

Beweis.
$$\frac{\sum_{v \in V} \deg(v)}{n} = \frac{2m}{n} \leq \frac{6n - 12}{n} < 6 \quad \square$$

Konsequenzen

Satz. Für jeden *einfachen* planaren Graphen $G = (V, E)$ mit mind. 3 Knoten gilt $m \leq 3n - 6$ und $f \leq 2n - 4$.

Korollar. Der durchschnittliche Knotengrad in einem einfachen planaren Graphen ist kleiner 6.

Beweis.
$$\frac{\sum_{v \in V} \deg(v)}{n} = \frac{2m}{n} \leq \frac{6n - 12}{n} < 6 \quad \square$$

Korollar. Ein einfacher planarer Graph hat mindestens einen (genauer: mind. 3) Knoten vom Grad höchstens 5.

Konsequenzen

Satz. Für jeden *einfachen* planaren Graphen $G = (V, E)$ mit mind. 3 Knoten gilt $m \leq 3n - 6$ und $f \leq 2n - 4$.

Korollar. Der durchschnittliche Knotengrad in einem einfachen planaren Graphen ist kleiner 6.

Beweis.
$$\frac{\sum_{v \in V} \deg(v)}{n} = \frac{2m}{n} \leq \frac{6n - 12}{n} < 6 \quad \square$$

Korollar. Ein einfacher planarer Graph hat mindestens einen (genauer: mind. 3) Knoten vom Grad höchstens 5.

Beweis. O.E. hat G Mindestgrad 1 (sonst füge Kanten hinzu).

Konsequenzen

Satz. Für jeden *einfachen* planaren Graphen $G = (V, E)$ mit mind. 3 Knoten gilt $m \leq 3n - 6$ und $f \leq 2n - 4$.

Korollar. Der durchschnittliche Knotengrad in einem einfachen planaren Graphen ist kleiner 6.

Beweis.
$$\frac{\sum_{v \in V} \deg(v)}{n} = \frac{2m}{n} \leq \frac{6n - 12}{n} < 6 \quad \square$$

Korollar. Ein einfacher planarer Graph hat mindestens einen (genauer: mind. 3) Knoten vom Grad höchstens 5.

Beweis. O.E. hat G Mindestgrad 1 (sonst füge Kanten hinzu). Angenommen, es gibt nur 2 Knoten vom Grad ≤ 5 .

Konsequenzen

Satz. Für jeden *einfachen* planaren Graphen $G = (V, E)$ mit mind. 3 Knoten gilt $m \leq 3n - 6$ und $f \leq 2n - 4$.

Korollar. Der durchschnittliche Knotengrad in einem einfachen planaren Graphen ist kleiner 6.

Beweis.
$$\frac{\sum_{v \in V} \deg(v)}{n} = \frac{2m}{n} \leq \frac{6n - 12}{n} < 6 \quad \square$$

Korollar. Ein einfacher planarer Graph hat mindestens einen (genauer: mind. 3) Knoten vom Grad höchstens 5.

Beweis. O.E. hat G Mindestgrad 1 (sonst füge Kanten hinzu).
Angenommen, es gibt nur 2 Knoten vom Grad ≤ 5 .
 $2m =$

Konsequenzen

Satz. Für jeden *einfachen* planaren Graphen $G = (V, E)$ mit mind. 3 Knoten gilt $m \leq 3n - 6$ und $f \leq 2n - 4$.

Korollar. Der durchschnittliche Knotengrad in einem einfachen planaren Graphen ist kleiner 6.

Beweis.
$$\frac{\sum_{v \in V} \deg(v)}{n} = \frac{2m}{n} \leq \frac{6n - 12}{n} < 6 \quad \square$$

Korollar. Ein einfacher planarer Graph hat mindestens einen (genauer: mind. 3) Knoten vom Grad höchstens 5.

Beweis. O.E. hat G Mindestgrad 1 (sonst füge Kanten hinzu).
Angenommen, es gibt nur 2 Knoten vom Grad ≤ 5 .
$$2m = \sum_{v \in V} \deg(v) \geq$$

Konsequenzen

Satz. Für jeden *einfachen* planaren Graphen $G = (V, E)$ mit mind. 3 Knoten gilt $m \leq 3n - 6$ und $f \leq 2n - 4$.

Korollar. Der durchschnittliche Knotengrad in einem einfachen planaren Graphen ist kleiner 6.

Beweis.
$$\frac{\sum_{v \in V} \deg(v)}{n} = \frac{2m}{n} \leq \frac{6n - 12}{n} < 6 \quad \square$$

Korollar. Ein einfacher planarer Graph hat mindestens einen (genauer: mind. 3) Knoten vom Grad höchstens 5.

Beweis. O.E. hat G Mindestgrad 1 (sonst füge Kanten hinzu).
 Angenommen, es gibt nur **2** Knoten vom Grad ≤ 5 .

$$2m = \sum_{v \in V} \deg(v) \geq 6(n - 2) + \mathbf{2} >$$

Konsequenzen

Satz. Für jeden *einfachen* planaren Graphen $G = (V, E)$ mit mind. 3 Knoten gilt $m \leq 3n - 6$ und $f \leq 2n - 4$.

Korollar. Der durchschnittliche Knotengrad in einem einfachen planaren Graphen ist kleiner 6.

Beweis.
$$\frac{\sum_{v \in V} \deg(v)}{n} = \frac{2m}{n} \leq \frac{6n - 12}{n} < 6 \quad \square$$

Korollar. Ein einfacher planarer Graph hat mindestens einen (genauer: mind. 3) Knoten vom Grad höchstens 5.

Beweis. O.E. hat G Mindestgrad 1 (sonst füge Kanten hinzu).
 Angenommen, es gibt nur **2** Knoten vom Grad ≤ 5 .

$$2m = \sum_{v \in V} \deg(v) \geq 6(n - 2) + \mathbf{2} > 2 \cdot (3n - 6).$$

Konsequenzen

Satz. Für jeden *einfachen* planaren Graphen $G = (V, E)$ mit mind. 3 Knoten gilt $m \leq 3n - 6$ und $f \leq 2n - 4$.

Korollar. Der durchschnittliche Knotengrad in einem einfachen planaren Graphen ist kleiner 6.

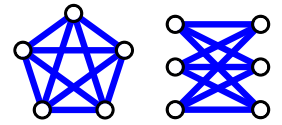
Beweis.
$$\frac{\sum_{v \in V} \deg(v)}{n} = \frac{2m}{n} \leq \frac{6n - 12}{n} < 6 \quad \square$$

Korollar. Ein einfacher planarer Graph hat mindestens einen (genauer: mind. 3) Knoten vom Grad höchstens 5.

Beweis. O.E. hat G Mindestgrad 1 (sonst füge Kanten hinzu).
 Angenommen, es gibt nur **2** Knoten vom Grad ≤ 5 .
 $2m = \sum_{v \in V} \deg(v) \geq 6(n - 2) + \mathbf{2} > 2 \cdot (3n - 6)$.
Widerspruch zu $m \leq 3n - 6$ in planaren Graphen! \square

Nicht planare Graphen

Satz. Die Graphen K_5 und $K_{3,3}$ sind *nicht* planar.



Nicht planare Graphen

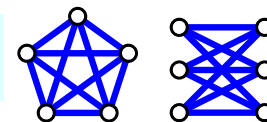
Satz. Die Graphen K_5 und $K_{3,3}$ sind *nicht* planar.  

Beweis.

$$K_5: \quad m = \binom{5}{2} = \frac{5 \cdot 4}{1 \cdot 2} = 10 > 9 = 3 \cdot 5 - 6 = 3n - 6$$

Nicht planare Graphen

Satz. Die Graphen K_5 und $K_{3,3}$ sind *nicht* planar.



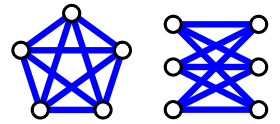
Beweis.

$$K_5: \quad m = \binom{5}{2} = \frac{5 \cdot 4}{1 \cdot 2} = 10 > 9 = 3 \cdot 5 - 6 = 3n - 6$$

voriger Satz $\Rightarrow K_5$ nicht planar

Nicht planare Graphen

Satz. Die Graphen K_5 und $K_{3,3}$ sind *nicht* planar.



Beweis.

$$K_5: \quad m = \binom{5}{2} = \frac{5 \cdot 4}{1 \cdot 2} = 10 > 9 = 3 \cdot 5 - 6 = 3n - 6$$

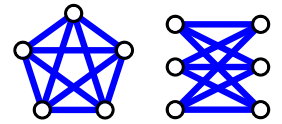
voriger Satz $\Rightarrow K_5$ nicht planar

$$K_{3,3}: \quad m = 3 \cdot 3 = 9 < 12 = 3 \cdot 6 - 6 = 3n - 6$$

\Rightarrow *kein* Widerspruch zu obigem Satz!

Nicht planare Graphen

Satz. Die Graphen K_5 und $K_{3,3}$ sind *nicht* planar.



Beweis.

$$K_5: \quad m = \binom{5}{2} = \frac{5 \cdot 4}{1 \cdot 2} = 10 > 9 = 3 \cdot 5 - 6 = 3n - 6$$

voriger Satz $\Rightarrow K_5$ nicht planar

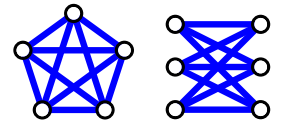
$$K_{3,3}: \quad m = 3 \cdot 3 = 9 < 12 = 3 \cdot 6 - 6 = 3n - 6$$

\Rightarrow kein Widerspruch zu obigem Satz!

In planarer Zeichnung müsste jede Facette von ≥ 4 Knoten begrenzt sein, da $K_{3,3}$ bipartit und einfach.

Nicht planare Graphen

Satz. Die Graphen K_5 und $K_{3,3}$ sind *nicht* planar.



Beweis.

$$K_5: \quad m = \binom{5}{2} = \frac{5 \cdot 4}{1 \cdot 2} = 10 > 9 = 3 \cdot 5 - 6 = 3n - 6$$

voriger Satz $\Rightarrow K_5$ nicht planar

$$K_{3,3}: \quad m = 3 \cdot 3 = 9 < 12 = 3 \cdot 6 - 6 = 3n - 6$$

\Rightarrow kein Widerspruch zu obigem Satz!

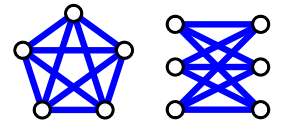
In planarer Zeichnung müsste jede Facette von ≥ 4 Knoten begrenzt sein, da $K_{3,3}$ bipartit und einfach.

Doppeltes Abzählen der Kanten-Facetten-Inzidenzen:

$$2m \geq \# \text{ Inz.} \geq 4f$$

Nicht planare Graphen

Satz. Die Graphen K_5 und $K_{3,3}$ sind *nicht* planar.



Beweis.

$$K_5: \quad m = \binom{5}{2} = \frac{5 \cdot 4}{1 \cdot 2} = 10 > 9 = 3 \cdot 5 - 6 = 3n - 6$$

voriger Satz $\Rightarrow K_5$ nicht planar

$$K_{3,3}: \quad m = 3 \cdot 3 = 9 < 12 = 3 \cdot 6 - 6 = 3n - 6$$

\Rightarrow kein Widerspruch zu obigem Satz!

In planarer Zeichnung müsste jede Facette von ≥ 4 Knoten begrenzt sein, da $K_{3,3}$ bipartit und einfach.

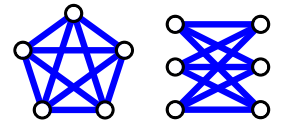
Doppeltes Abzählen der Kanten-Facetten-Inzidenzen:

$$2m \geq \# \text{ Inz.} \geq 4f$$

$$\text{Euler: } f = 2 - n + m$$

Nicht planare Graphen

Satz. Die Graphen K_5 und $K_{3,3}$ sind *nicht* planar.



Beweis.

$$K_5: \quad m = \binom{5}{2} = \frac{5 \cdot 4}{1 \cdot 2} = 10 > 9 = 3 \cdot 5 - 6 = 3n - 6$$

voriger Satz $\Rightarrow K_5$ nicht planar

$$K_{3,3}: \quad m = 3 \cdot 3 = 9 < 12 = 3 \cdot 6 - 6 = 3n - 6$$

\Rightarrow kein Widerspruch zu obigem Satz!

In planarer Zeichnung müsste jede Facette von ≥ 4 Knoten begrenzt sein, da $K_{3,3}$ bipartit und einfach.

Doppeltes Abzählen der Kanten-Facetten-Inzidenzen:

$$2m \geq \# \text{ Inz.} \geq 4f \quad \text{Euler: } f = 2 - n + m$$

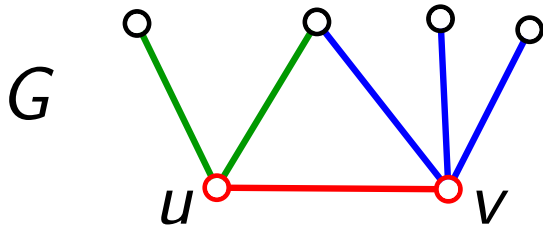
$$2m = 18 < 20 = 4 \cdot 5 = 4(2 - n + m) = 4f \Rightarrow \text{Wid.}!$$

Kontraktionen und Minoren

Def. Sei G ein einfacher Graph und sei uv Kante von G .

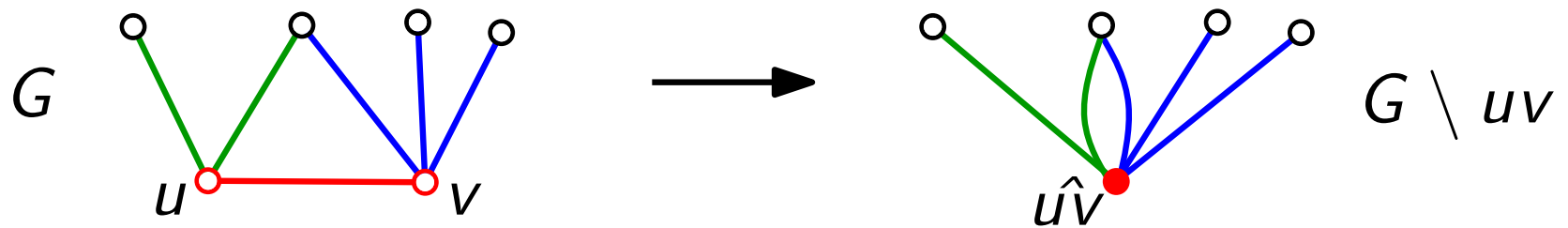
Kontraktionen und Minoren

Def. Sei G ein einfacher Graph und sei uv Kante von G .
Der Graph $G \setminus uv$ entsteht aus G durch
(Einfach-)Kontraktion von uv .



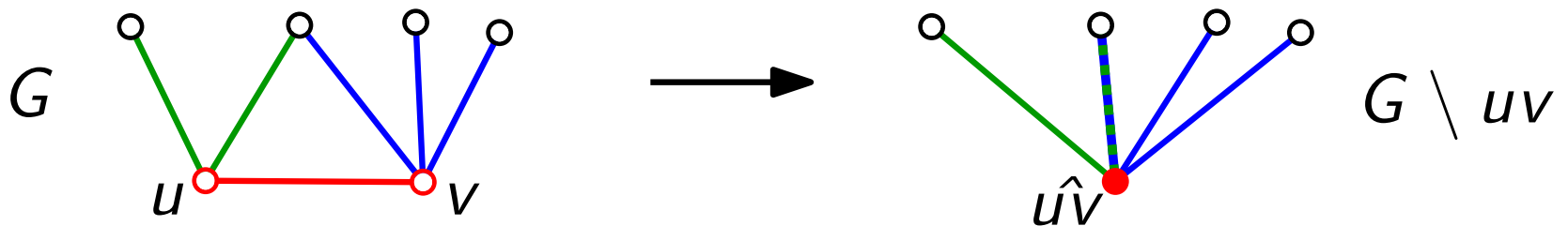
Kontraktionen und Minoren

Def. Sei G ein einfacher Graph und sei uv Kante von G . Der Graph $G \setminus uv$ entsteht aus G durch (*Einfach-*)Kontraktion von uv .



Kontraktionen und Minoren

Def. Sei G ein einfacher Graph und sei uv Kante von G .
 Der Graph $G \setminus uv$ entsteht aus G durch
 (*Einfach-*)*Kontraktion* von uv .
 (Mehrfachkanten werden verschmolzen.)



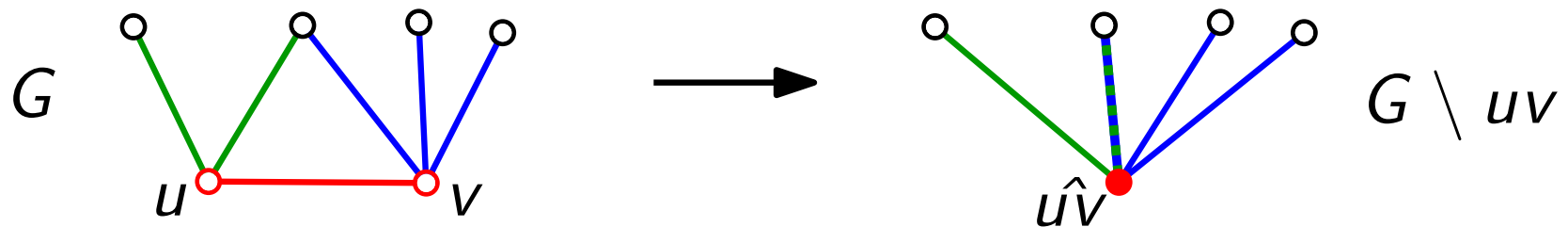
Kontraktionen und Minoren

Def. Sei G ein einfacher Graph und sei uv Kante von G .

Der Graph $G \setminus uv$ entsteht aus G durch
(*Einfach-*)Kontraktion von uv .

(Mehrfachkanten werden verschmolzen.)

beachte
Unterschied zur
Kontraktion G/U
bei Multigraphen!



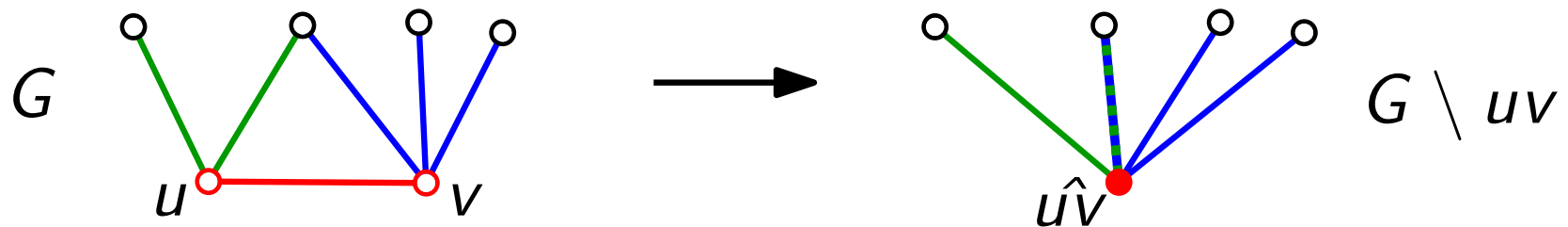
Kontraktionen und Minoren

Def. Sei G ein einfacher Graph und sei uv Kante von G .

Der Graph $G \setminus uv$ entsteht aus G durch
(*Einfach-*)*Kontraktion* von uv .

(Mehrfachkanten werden verschmolzen.)

beachte
Unterschied zur
Kontraktion G/U
bei Multigraphen!



Ein Graph H heißt *Minor* von G (schreibe $H \leq G$),
falls er durch eine (evtl. leere) Folge von Kontraktionen
aus einem Teilgraphen von G hervorgeht.

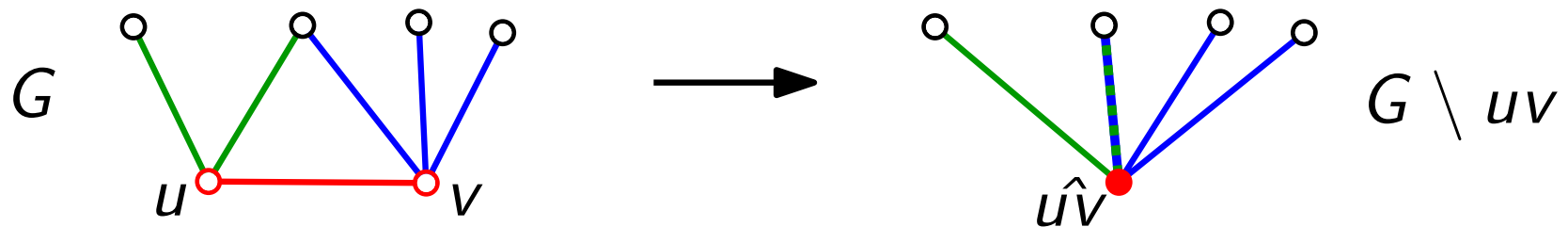
Kontraktionen und Minoren

Def. Sei G ein einfacher Graph und sei uv Kante von G .

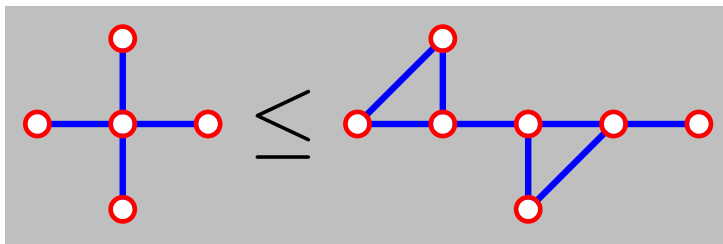
Der Graph $G \setminus uv$ entsteht aus G durch
(*Einfach-*)*Kontraktion* von uv .

(Mehrfachkanten werden verschmolzen.)

beachte
Unterschied zur
Kontraktion G/U
bei Multigraphen!



Ein Graph H heißt *Minor* von G (schreibe $H \leq G$),
falls er durch eine (evtl. leere) Folge von Kontraktionen
aus einem Teilgraphen von G hervorgeht.



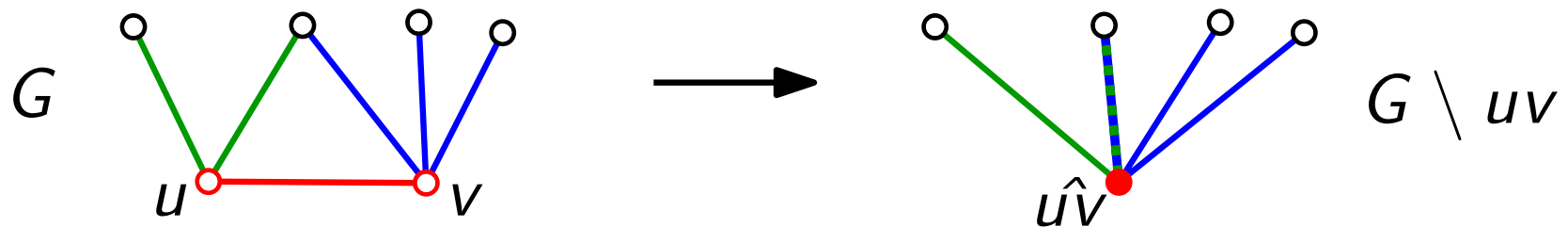
Kontraktionen und Minoren

Def. Sei G ein einfacher Graph und sei uv Kante von G .

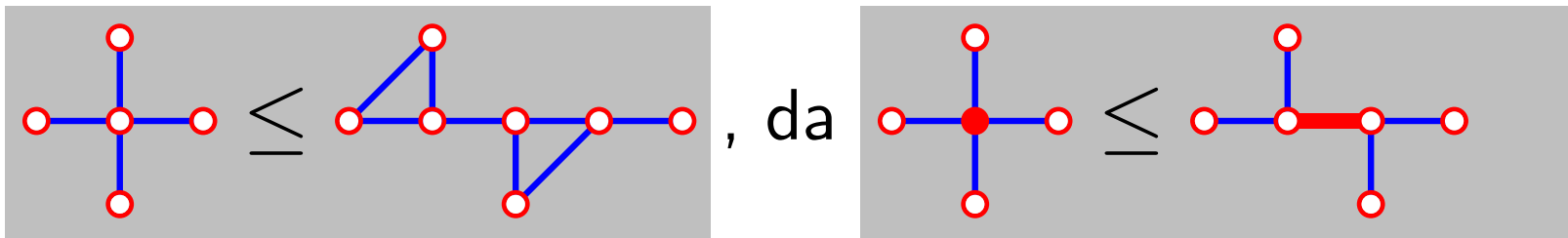
Der Graph $G \setminus uv$ entsteht aus G durch
(*Einfach-*)*Kontraktion* von uv .

(Mehrfachkanten werden verschmolzen.)

beachte
Unterschied zur
Kontraktion G/U
bei Multigraphen!



Ein Graph H heißt *Minor* von G (schreibe $H \leq G$),
falls er durch eine (evtl. leere) Folge von Kontraktionen
aus einem Teilgraphen von G hervorgeht.



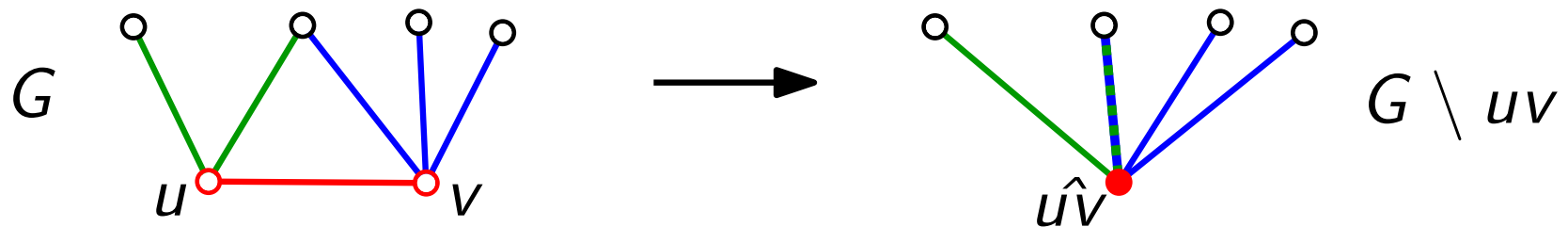
Kontraktionen und Minoren

Def. Sei G ein einfacher Graph und sei uv Kante von G .

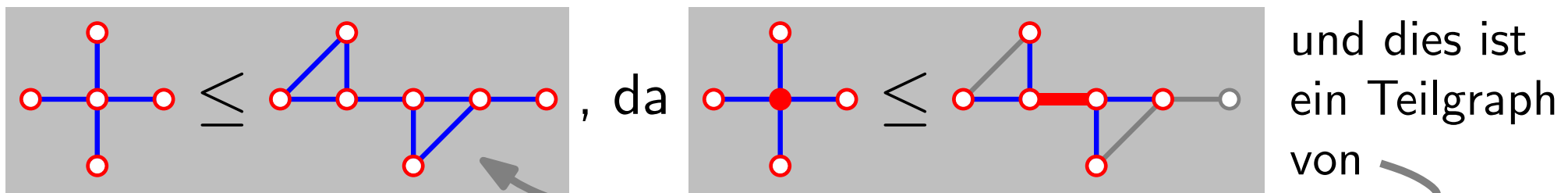
Der Graph $G \setminus uv$ entsteht aus G durch
(*Einfach-*)*Kontraktion* von uv .

(Mehrfachkanten werden verschmolzen.)

beachte
Unterschied zur
Kontraktion G/U
bei Multigraphen!



Ein Graph H heißt *Minor* von G (schreibe $H \leq G$),
falls er durch eine (evtl. leere) Folge von Kontraktionen
aus einem Teilgraphen von G hervorgeht.



Ein paar Beobachtungen

Beob.³ G planar \Leftrightarrow alle Minoren von G sind planar.

Ein paar Beobachtungen

Beob.³ G planar \Leftrightarrow alle Minoren von G sind planar.

Beweis. „ \Rightarrow “

Ein paar Beobachtungen

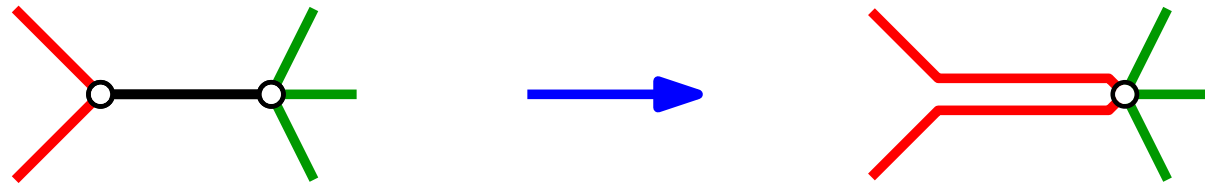
Beob.³ G planar \Leftrightarrow alle Minoren von G sind planar.

Beweis. „ \Rightarrow “ Beim Kontrahieren können neue Kreuzungen vermieden werden:

Ein paar Beobachtungen

Beob.³ G planar \Leftrightarrow alle Minoren von G sind planar.

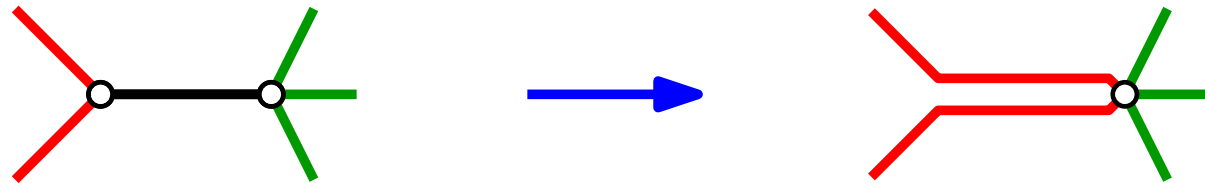
Beweis. „ \Rightarrow “ Beim Kontrahieren können neue Kreuzungen vermieden werden:



Ein paar Beobachtungen

Beob.³ G planar \Leftrightarrow alle Minoren von G sind planar.

Beweis. „ \Rightarrow “ Beim Kontrahieren können neue Kreuzungen vermieden werden:



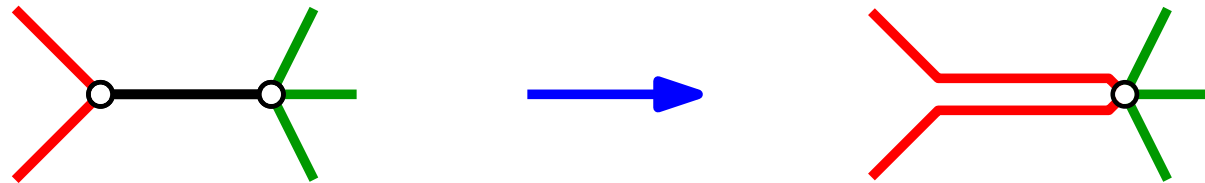
„ \Leftarrow “ G ist Minor von G ($G \leq G$).

□

Ein paar Beobachtungen

Beob.³ G planar \Leftrightarrow alle Minoren von G sind planar.

Beweis. „ \Rightarrow “ Beim Kontrahieren können neue Kreuzungen vermieden werden:



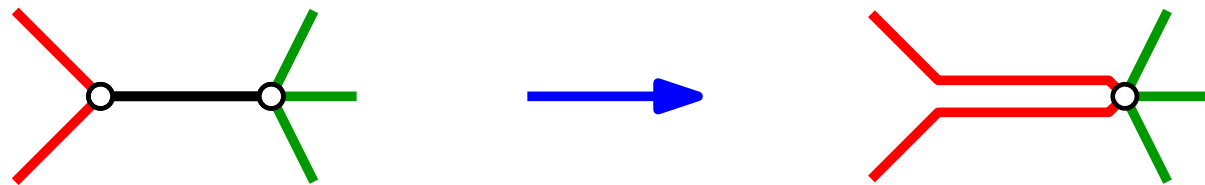
„ \Leftarrow “ G ist Minor von G ($G \leq G$). □

Beob.⁴ Alle Graphen mit höchstens vier Knoten sind planar.

Ein paar Beobachtungen

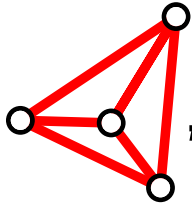
Beob.³ G planar \Leftrightarrow alle Minoren von G sind planar.

Beweis. „ \Rightarrow “ Beim Kontrahieren können neue Kreuzungen vermieden werden:



„ \Leftarrow “ G ist Minor von G ($G \leq G$). □

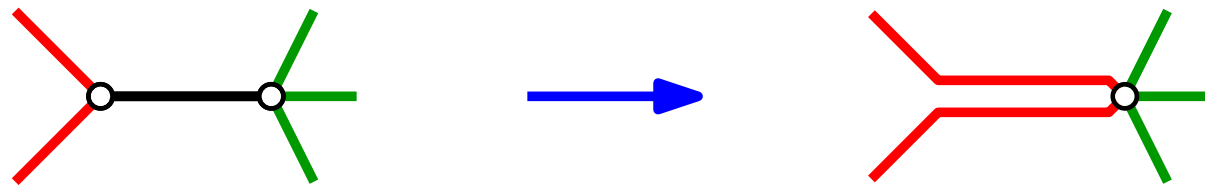
Beob.⁴ Alle Graphen mit höchstens vier Knoten sind planar.

Beweis. , also ist K_4 planar

Ein paar Beobachtungen

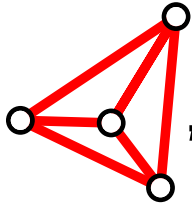
Beob.³ G planar \Leftrightarrow alle Minoren von G sind planar.

Beweis. „ \Rightarrow “ Beim Kontrahieren können neue Kreuzungen vermieden werden:



„ \Leftarrow “ G ist Minor von G ($G \leq G$). □

Beob.⁴ Alle Graphen mit höchstens vier Knoten sind planar.

Beweis. , also ist K_4 planar \Rightarrow Beh. □

Satz von Kuratowski

Satz. [Kuratowski 1930: *Sur le problème des courbes gauches en topologie*]
Sei G ein einfacher Graph. Dann gilt:
 G planar \Leftrightarrow weder K_5 noch $K_{3,3}$ ist Minor von G .



Kazimierz Kuratowski
Warschau 1896–1980 Warschau

Eine Verallgemeinerung

Def. Eine Klasse \mathcal{G} von Graphen heißt *minorenabgeschlossen*, wenn für alle $G \in \mathcal{G}$ und alle $H \leq G$ gilt $H \in \mathcal{G}$.

Eine Verallgemeinerung

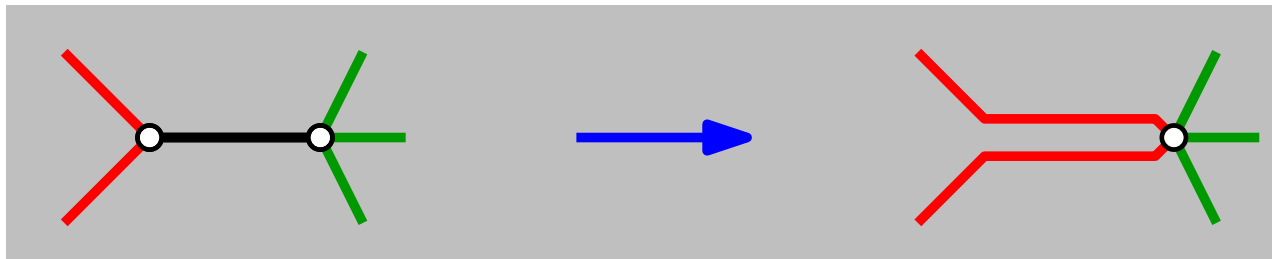
Def. Eine Klasse \mathcal{G} von Graphen heißt *minorenabgeschlossen*, wenn für alle $G \in \mathcal{G}$ und alle $H \leq G$ gilt $H \in \mathcal{G}$.

Bsp. – Klasse $\mathcal{G}_{\text{wald}}$ der Wälder

Eine Verallgemeinerung

Def. Eine Klasse \mathcal{G} von Graphen heißt *minorenabgeschlossen*, wenn für alle $G \in \mathcal{G}$ und alle $H \leq G$ gilt $H \in \mathcal{G}$.

- Bsp.**
- Klasse $\mathcal{G}_{\text{wald}}$ der Wälder
 - Klasse $\mathcal{G}_{\text{plan}}$ der einfachen planaren Graphen



Eine Verallgemeinerung

Def. Eine Klasse \mathcal{G} von Graphen heißt *minorenabgeschlossen*, wenn für alle $G \in \mathcal{G}$ und alle $H \leq G$ gilt $H \in \mathcal{G}$.

Bsp.

- Klasse $\mathcal{G}_{\text{wald}}$ der Wälder
- Klasse $\mathcal{G}_{\text{plan}}$ der einfachen planaren Graphen

Def. Ein Graph G einer Graphenklasse \mathcal{G} heißt *minorenminimal*, wenn für jeden Minor H von G mit $H \in \mathcal{G}$ gilt $H = G$.

Eine Verallgemeinerung

Def. Eine Klasse \mathcal{G} von Graphen heißt *minorenabgeschlossen*, wenn für alle $G \in \mathcal{G}$ und alle $H \leq G$ gilt $H \in \mathcal{G}$.

Bsp.

- Klasse $\mathcal{G}_{\text{wald}}$ der Wälder
- Klasse $\mathcal{G}_{\text{plan}}$ der einfachen planaren Graphen

Def. Ein Graph G einer Graphenklasse \mathcal{G} heißt *minorenminimal*, wenn für jeden Minor H von G mit $H \in \mathcal{G}$ gilt $H = G$.

Bsp.

- Für $\mathcal{G}_{\text{wald}}$ und $\mathcal{G}_{\text{plan}}$ ist der K_1 minorenminimal.

Eine Verallgemeinerung

Def. Eine Klasse \mathcal{G} von Graphen heißt *minorenabgeschlossen*, wenn für alle $G \in \mathcal{G}$ und alle $H \leq G$ gilt $H \in \mathcal{G}$.

Bsp.

- Klasse $\mathcal{G}_{\text{wald}}$ der Wälder
- Klasse $\mathcal{G}_{\text{plan}}$ der einfachen planaren Graphen

Def. Ein Graph G einer Graphenklasse \mathcal{G} heißt *minorenminimal*, wenn für jeden Minor H von G mit $H \in \mathcal{G}$ gilt $H = G$.

Bsp.

- Für $\mathcal{G}_{\text{wald}}$ und $\mathcal{G}_{\text{plan}}$ ist der K_1 minorenminimal.
- $\overline{\mathcal{G}_{\text{plan}}}$:= Klasse der einfachen *nicht*-planaren Graphen.

Eine Verallgemeinerung

Def. Eine Klasse \mathcal{G} von Graphen heißt *minorenabgeschlossen*, wenn für alle $G \in \mathcal{G}$ und alle $H \leq G$ gilt $H \in \mathcal{G}$.

Bsp.

- Klasse $\mathcal{G}_{\text{wald}}$ der Wälder
- Klasse $\mathcal{G}_{\text{plan}}$ der einfachen planaren Graphen

Def. Ein Graph G einer Graphenklasse \mathcal{G} heißt *minorenminimal*, wenn für jeden Minor H von G mit $H \in \mathcal{G}$ gilt $H = G$.

Bsp.

- Für $\mathcal{G}_{\text{wald}}$ und $\mathcal{G}_{\text{plan}}$ ist der K_1 minorenminimal.
- $\overline{\mathcal{G}_{\text{plan}}}$:= Klasse der einfachen *nicht*-planaren Graphen.
Welche Graphen sind für $\overline{\mathcal{G}_{\text{plan}}}$ minorenminimal?

Eine Verallgemeinerung

Def. Eine Klasse \mathcal{G} von Graphen heißt *minorenabgeschlossen*, wenn für alle $G \in \mathcal{G}$ und alle $H \leq G$ gilt $H \in \mathcal{G}$.

Bsp.

- Klasse $\mathcal{G}_{\text{wald}}$ der Wälder
- Klasse $\mathcal{G}_{\text{plan}}$ der einfachen planaren Graphen

Def. Ein Graph G einer Graphenklasse \mathcal{G} heißt *minorenminimal*, wenn für jeden Minor H von G mit $H \in \mathcal{G}$ gilt $H = G$.

Bsp.

- Für $\mathcal{G}_{\text{wald}}$ und $\mathcal{G}_{\text{plan}}$ ist der K_1 minorenminimal.
- $\overline{\mathcal{G}_{\text{plan}}}$:= Klasse der einfachen *nicht*-planaren Graphen.

Welche Graphen sind für $\overline{\mathcal{G}_{\text{plan}}}$ minorenminimal?

$$\{K_5, K_{3,3}\}$$

Eine Verallgemeinerung

Def. Eine Klasse \mathcal{G} von Graphen heißt *minorenabgeschlossen*, wenn für alle $G \in \mathcal{G}$ und alle $H \leq G$ gilt $H \in \mathcal{G}$.

Bsp.

- Klasse $\mathcal{G}_{\text{wald}}$ der Wälder
- Klasse $\mathcal{G}_{\text{plan}}$ der einfachen planaren Graphen

Def. Ein Graph G einer Graphenklasse \mathcal{G} heißt *minorenminimal*, wenn für jeden Minor H von G mit $H \in \mathcal{G}$ gilt $H = G$.

Bsp.

- Für $\mathcal{G}_{\text{wald}}$ und $\mathcal{G}_{\text{plan}}$ ist der K_1 minorenminimal.
- $\overline{\mathcal{G}_{\text{plan}}}$:= Klasse der einfachen *nicht*-planaren Graphen.
Welche Graphen sind für $\overline{\mathcal{G}_{\text{plan}}}$ minorenminimal?
Man sagt, $\{K_5, K_{3,3}\}$ ist *Obstruktionsmenge* für $\mathcal{G}_{\text{plan}}$.

Eine Verallgemeinerung

Def. Eine Klasse \mathcal{G} von Graphen heißt *minorenabgeschlossen*, wenn für alle $G \in \mathcal{G}$ und alle $H \leq G$ gilt $H \in \mathcal{G}$.

Bsp.

- Klasse $\mathcal{G}_{\text{wald}}$ der Wälder
- Klasse $\mathcal{G}_{\text{plan}}$ der einfachen planaren Graphen

Def. Ein Graph G einer Graphenklasse \mathcal{G} heißt *minorenminimal*, wenn für jeden Minor H von G mit $H \in \mathcal{G}$ gilt $H = G$.

Bsp.

- Für $\mathcal{G}_{\text{wald}}$ und $\mathcal{G}_{\text{plan}}$ ist der K_1 minorenminimal.
- $\overline{\mathcal{G}_{\text{plan}}} :=$ Klasse der einfachen *nicht*-planaren Graphen.
Welche Graphen sind für $\overline{\mathcal{G}_{\text{plan}}}$ minorenminimal?
Man sagt, $\{K_5, K_{3,3}\}$ ist *Obstruktionsmenge* für $\mathcal{G}_{\text{plan}}$.
- Obstruktionsmenge für $\mathcal{G}_{\text{wald}}$?

Eine Verallgemeinerung

Def. Eine Klasse \mathcal{G} von Graphen heißt *minorenabgeschlossen*, wenn für alle $G \in \mathcal{G}$ und alle $H \leq G$ gilt $H \in \mathcal{G}$.

Bsp.

- Klasse $\mathcal{G}_{\text{wald}}$ der Wälder
- Klasse $\mathcal{G}_{\text{plan}}$ der einfachen planaren Graphen

Def. Ein Graph G einer Graphenklasse \mathcal{G} heißt *minorenminimal*, wenn für jeden Minor H von G mit $H \in \mathcal{G}$ gilt $H = G$.

Bsp.

- Für $\mathcal{G}_{\text{wald}}$ und $\mathcal{G}_{\text{plan}}$ ist der K_1 minorenminimal.
- $\overline{\mathcal{G}_{\text{plan}}}$:= Klasse der einfachen *nicht*-planaren Graphen.
Welche Graphen sind für $\overline{\mathcal{G}_{\text{plan}}}$ minorenminimal?
Man sagt, $\{K_5, K_{3,3}\}$ ist *Obstruktionsmenge* für $\mathcal{G}_{\text{plan}}$.
- Obstruktionsmenge für $\mathcal{G}_{\text{wald}}$? $\{C_3\}$.

Eine Verallgemeinerung

Satz. [Robertson & Seymour 1983–94: *Graph minors I–XIV*]
Jede minorenablegeschlossene Graphklasse besitzt eine *endliche* Obstruktionsmenge.

Eine Verallgemeinerung

Satz. [Robertson & Seymour 1983–94: *Graph minors I–XIV*]
Jede minorenablegeschlossene Graphklasse besitzt eine *endliche* Obstruktionsmenge.

Satz. [Robertson & Seymour]
Für jeden festen Graphen G existiert ein effizienter Algorithmus, der testet, ob für einen gegebenen (größeren) Graphen G' gilt, dass $G \leq G'$.

Eine Verallgemeinerung

Satz. [Robertson & Seymour 1983–94: *Graph minors I–XIV*]
Jede minorenablegeschlossene Graphklasse besitzt eine *endliche* Obstruktionsmenge.

Satz. [Robertson & Seymour]
Für jeden festen Graphen G existiert ein effizienter Algorithmus, der testet, ob für einen gegebenen (größeren) Graphen G' gilt, dass $G \leq G'$.

(Die Laufzeit dieses Algorithmus ist kubisch in der Größe von G' , aber die konstanten Faktoren hängen superpolynomiell von der Größe von G ab.)

Eine Verallgemeinerung

Satz. [Robertson & Seymour 1983–94: *Graph minors I–XIV*]
Jede minorenable Graphklasse besitzt eine *endliche* Obstruktionsmenge.

Satz. [Robertson & Seymour]
Für jeden festen Graphen G existiert ein effizienter Algorithmus, der testet, ob für einen gegebenen (größeren) Graphen G' gilt, dass $G \leq G'$.

(Die Laufzeit dieses Algorithmus ist kubisch in der Größe von G' , aber die konstanten Faktoren hängen superpolynomiell von der Größe von G ab.)

Korollar. Wir können effizient testen, ob ein gegebener Graph G' planar ist.

Eine Verallgemeinerung

Satz. [Robertson & Seymour 1983–94: *Graph minors I–XIV*]
Jede minorenabgeschlossene Graphklasse besitzt eine *endliche* Obstruktionsmenge.

Satz. [Robertson & Seymour]
Für jeden festen Graphen G existiert ein effizienter Algorithmus, der testet, ob für einen gegebenen (größeren) Graphen G' gilt, dass $G \leq G'$.

(Die Laufzeit dieses Algorithmus ist kubisch in der Größe von G' , aber die konstanten Faktoren hängen superpolynomiell von der Größe von G ab.)

Korollar. Wir können effizient testen, ob ein gegebener Graph G' planar ist.

(Wegen der großen Konstanten in der Laufzeit des Algorithmus von Robertson & Seymour ist das aber nicht praktikabel. Anders geht's deutlich schneller. . .)

Planare Graphen: Charakt., Test, Zeichnung

Satz. [Hopcroft & Tarjan, J. ACM 1974]
Sei G ein einfacher Graph mit n Knoten. Dann kann man in $O(n)$ Zeit entscheiden, ob G planar ist.



John Edward Hopcroft
*1939, Seattle, WA, U.S.A.



Robert Endre Tarjan
*1948 Pomona, CA, USA

Planare Graphen: Charakt., Test, Zeichnung

Satz. [Hopcroft & Tarjan, J. ACM 1974]
Sei G ein einfacher Graph mit n Knoten. Dann kann man in $O(n)$ Zeit entscheiden, ob G planar ist.

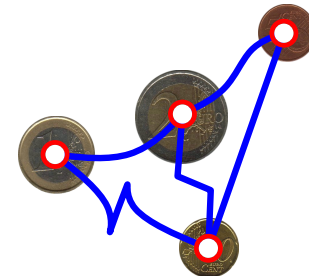
Satz. [Wagner 1936, Fáry 1948, Stein 1951]
Jeder planare Graph lässt sich *geradlinig* zeichnen.

Planare Graphen: Charakt., Test, Zeichnung

Satz. [Hopcroft & Tarjan, J. ACM 1974]
Sei G ein einfacher Graph mit n Knoten. Dann kann man in $O(n)$ Zeit entscheiden, ob G planar ist.

Satz. [Wagner 1936, Fáry 1948, Stein 1951]
Jeder planare Graph lässt sich *geradlinig* zeichnen.

Satz. [Koebe 1936: *Kontaktprobleme der konformen Abbildung*]
Jeder planare Graph lässt sich als *Berührgraph* von Kreisscheiben (*coin graph*) repräsentieren.

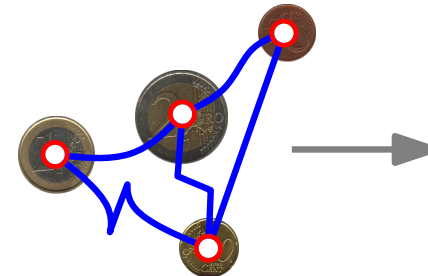


Planare Graphen: Charakt., Test, Zeichnung

Satz. [Hopcroft & Tarjan, J. ACM 1974]
Sei G ein einfacher Graph mit n Knoten. Dann kann man in $O(n)$ Zeit entscheiden, ob G planar ist.

Satz. [Wagner 1936, Fáry 1948, Stein 1951]
Jeder planare Graph lässt sich *geradlinig* zeichnen.

Satz. [Koebe 1936: *Kontaktprobleme der konformen Abbildung*]
Jeder planare Graph lässt sich als *Berührgraph* von Kreisscheiben (*coin graph*) repräsentieren.

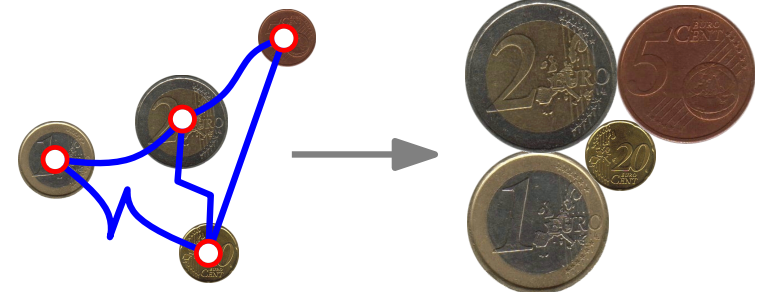


Planare Graphen: Charakt., Test, Zeichnung

Satz. [Hopcroft & Tarjan, J. ACM 1974]
Sei G ein einfacher Graph mit n Knoten. Dann kann man in $O(n)$ Zeit entscheiden, ob G planar ist.

Satz. [Wagner 1936, Fáry 1948, Stein 1951]
Jeder planare Graph lässt sich *geradlinig* zeichnen.

Satz. [Koebe 1936: *Kontaktprobleme der konformen Abbildung*]
Jeder planare Graph lässt sich als *Berührgraph* von Kreisscheiben (*coin graph*) repräsentieren.

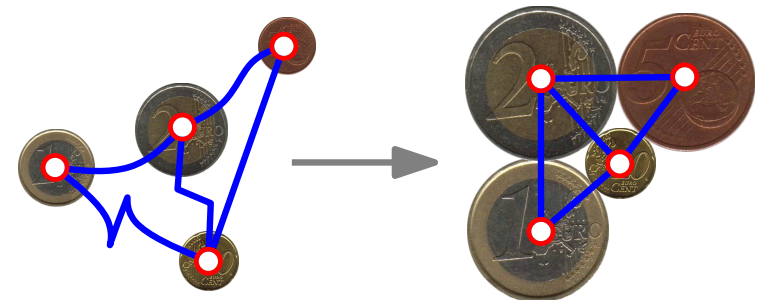


Planare Graphen: Charakt., Test, Zeichnung

Satz. [Hopcroft & Tarjan, J. ACM 1974]
Sei G ein einfacher Graph mit n Knoten. Dann kann man in $O(n)$ Zeit entscheiden, ob G planar ist.

Satz. [Wagner 1936, Fáry 1948, Stein 1951]
Jeder planare Graph lässt sich *geradlinig* zeichnen.

Satz. [Koebe 1936: *Kontaktprobleme der konformen Abbildung*]
Jeder planare Graph lässt sich als *Berührgraph* von Kreisscheiben (*coin graph*) repräsentieren.



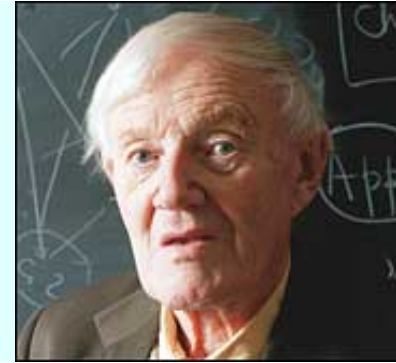
Planare Graphen zeichnen

Satz. [Tutte 1963: *How to draw a graph*]

Ein (3-fach zshg.) planarer Graph lässt sich in Linearzeit geradlinig (und konvex) zeichnen.

William Thomas Tutte

Newmarket, GB 1917–2002 Kitchener, Kanada



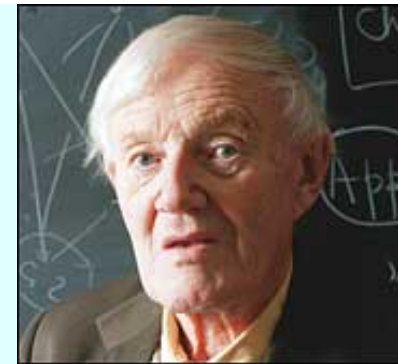
Planare Graphen zeichnen

Satz. [Tutte 1963: *How to draw a graph*]

Ein (3-fach zshg.) planarer Graph lässt sich in Linearzeit geradlinig (und konvex) zeichnen.

William Thomas Tutte

Newmarket, GB 1917–2002 Kitchener, Kanada



Satz. [Schnyder 1990: *Embedding planar graphs on the grid*]

Ein planarer Graph mit $n \geq 3$ Knoten lässt sich in Linearzeit geradlinig zeichnen, so dass die Knoten auf Punkte des $(n - 2) \times (n - 2)$ Gitters abgebildet werden.

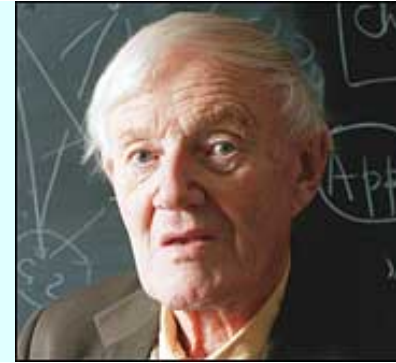
Planare Graphen zeichnen

Satz. [Tutte 1963: *How to draw a graph*]

Ein (3-fach zshg.) planarer Graph lässt sich in Linearzeit geradlinig (und konvex) zeichnen.

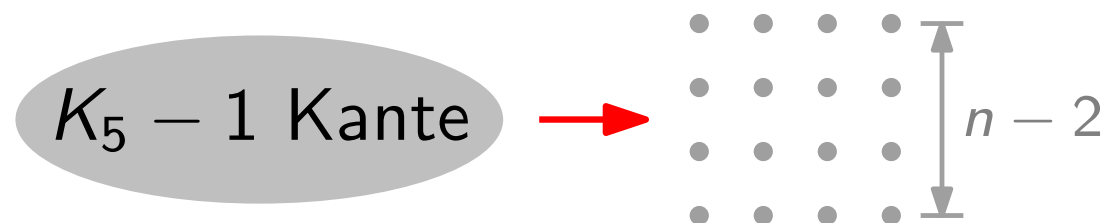
William Thomas Tutte

Newmarket, GB 1917–2002 Kitchener, Kanada



Satz. [Schnyder 1990: *Embedding planar graphs on the grid*]

Ein planarer Graph mit $n \geq 3$ Knoten lässt sich in Linearzeit geradlinig zeichnen, so dass die Knoten auf Punkte des $(n - 2) \times (n - 2)$ Gitters abgebildet werden.



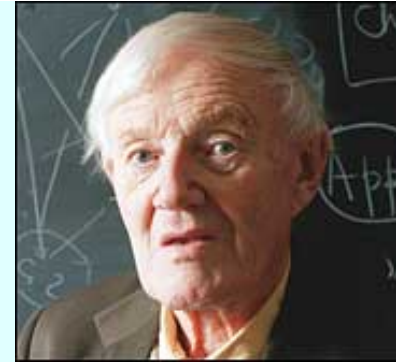
Planare Graphen zeichnen

Satz. [Tutte 1963: *How to draw a graph*]

Ein (3-fach zshg.) planarer Graph lässt sich in Linearzeit geradlinig (und konvex) zeichnen.

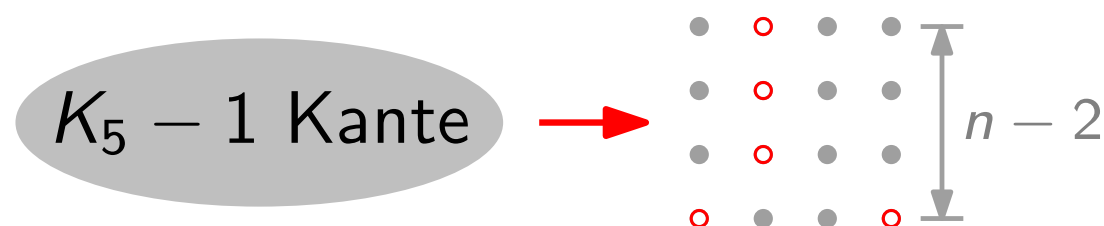
William Thomas Tutte

Newmarket, GB 1917–2002 Kitchener, Kanada



Satz. [Schnyder 1990: *Embedding planar graphs on the grid*]

Ein planarer Graph mit $n \geq 3$ Knoten lässt sich in Linearzeit geradlinig zeichnen, so dass die Knoten auf Punkte des $(n - 2) \times (n - 2)$ Gitters abgebildet werden.



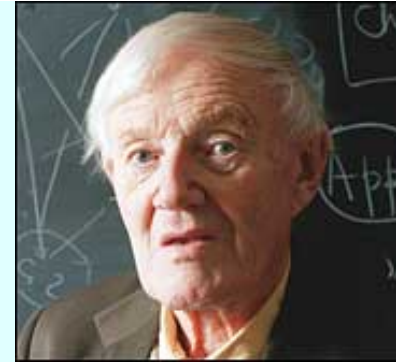
Planare Graphen zeichnen

Satz. [Tutte 1963: *How to draw a graph*]

Ein (3-fach zshg.) planarer Graph lässt sich in Linearzeit geradlinig (und konvex) zeichnen.

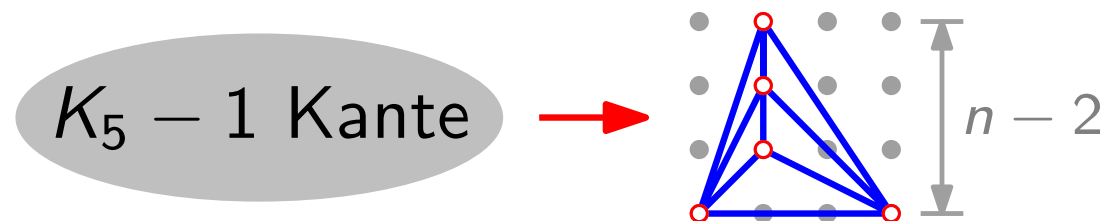
William Thomas Tutte

Newmarket, GB 1917–2002 Kitchener, Kanada



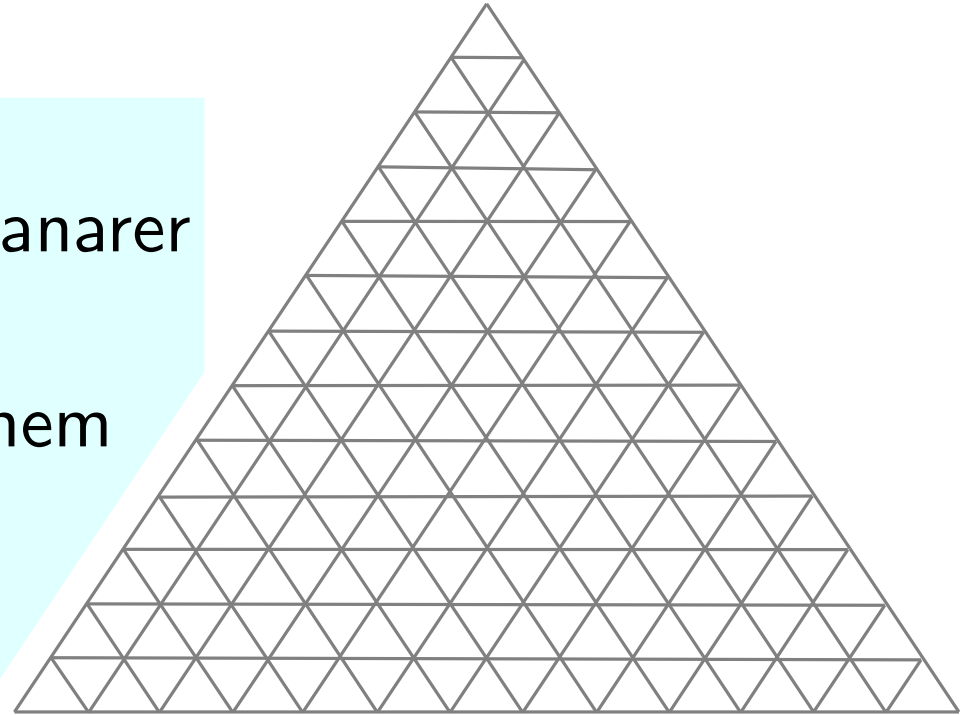
Satz. [Schnyder 1990: *Embedding planar graphs on the grid*]

Ein planarer Graph mit $n \geq 3$ Knoten lässt sich in Linearzeit geradlinig zeichnen, so dass die Knoten auf Punkte des $(n - 2) \times (n - 2)$ Gitters abgebildet werden.



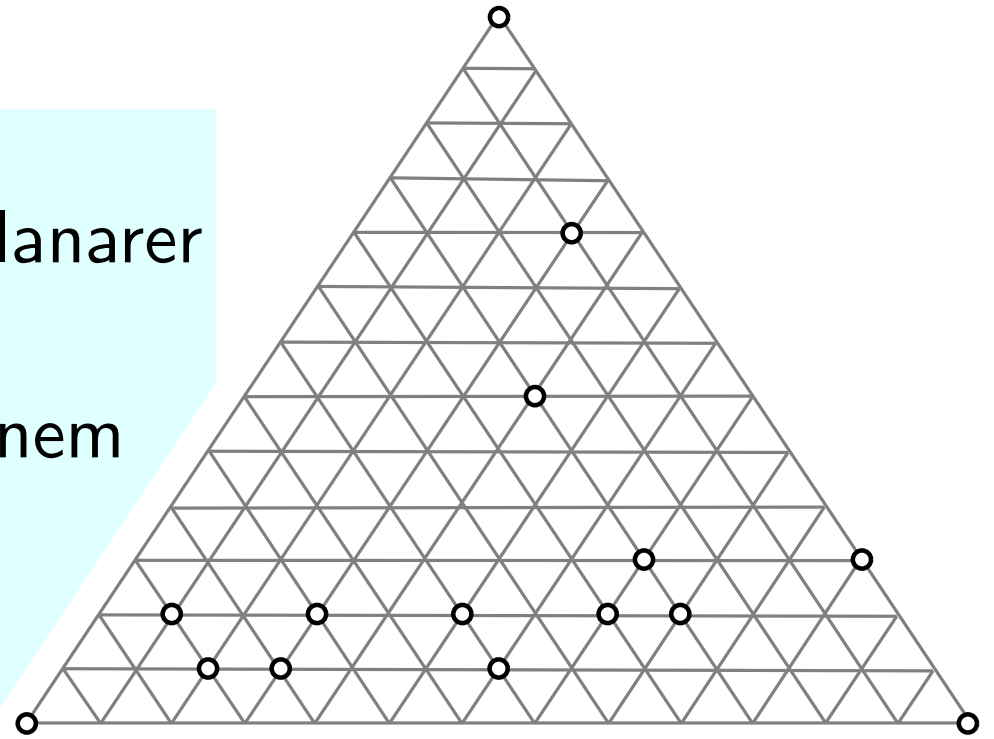
Konvexe Zeichnungen

Satz. [Felsner 2001]
Sei G ein 3-fach zshg. planarer Graph mit f Facetten.
Dann lässt sich G auf einem $(f - 1) \times (f - 1)$ -Gitter geradlinig *und konvex* zeichnen.



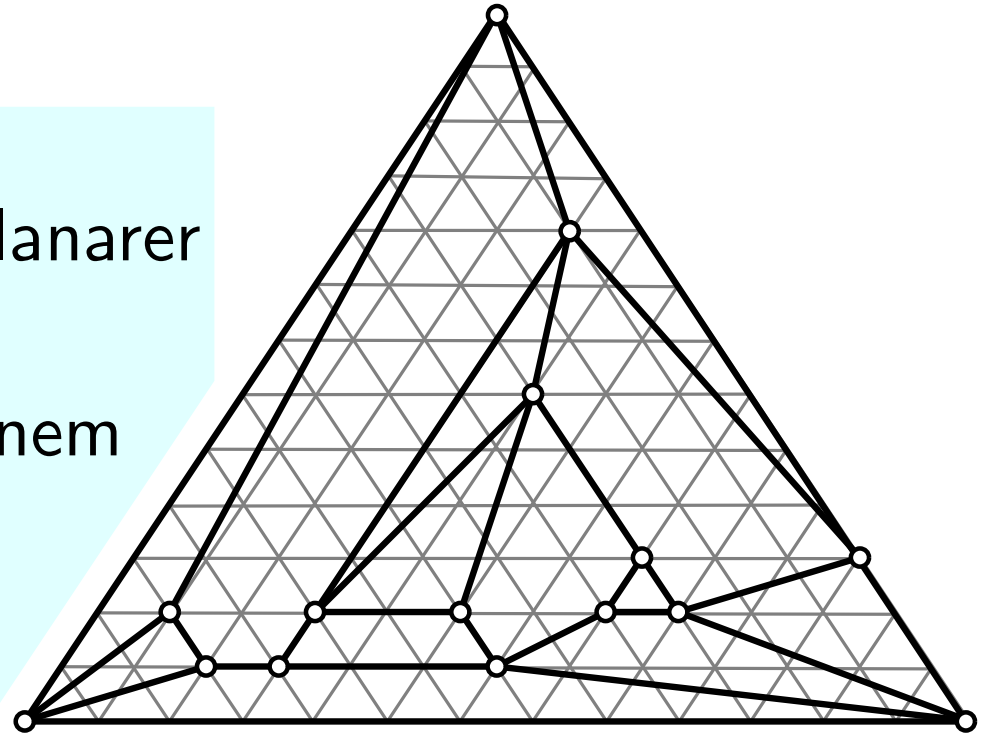
Konvexe Zeichnungen

Satz. [Felsner 2001]
Sei G ein 3-fach zshg. planarer Graph mit f Facetten.
Dann lässt sich G auf einem $(f - 1) \times (f - 1)$ -Gitter geradlinig *und konvex* zeichnen.



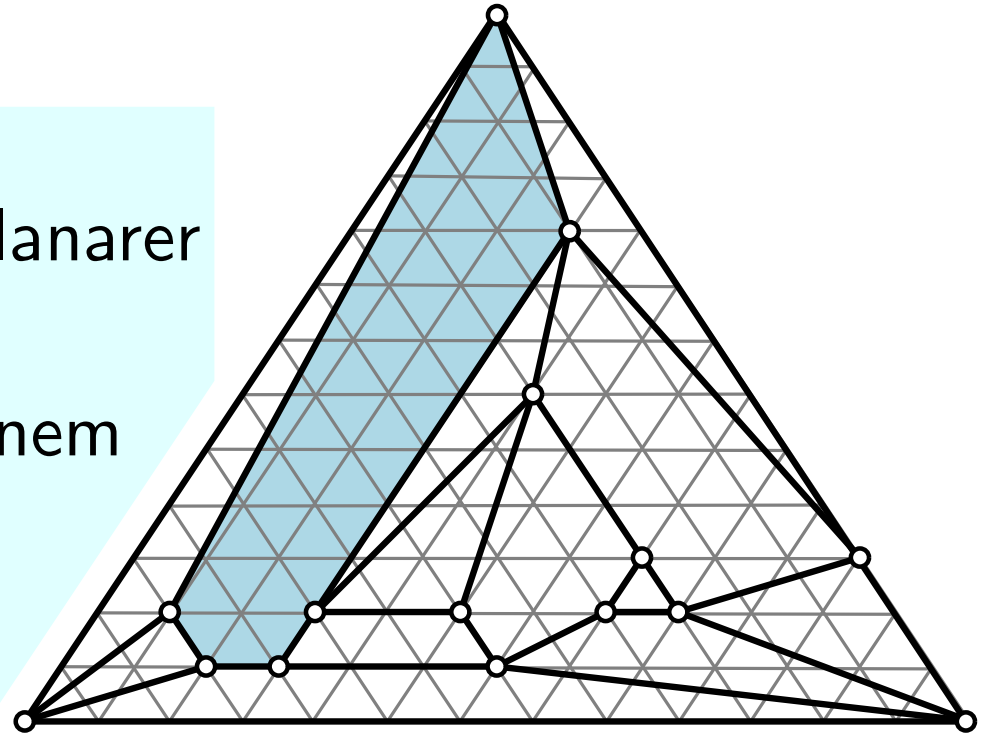
Konvexe Zeichnungen

Satz. [Felsner 2001]
Sei G ein 3-fach zshg. planarer Graph mit f Facetten.
Dann lässt sich G auf einem $(f - 1) \times (f - 1)$ -Gitter geradlinig *und konvex* zeichnen.



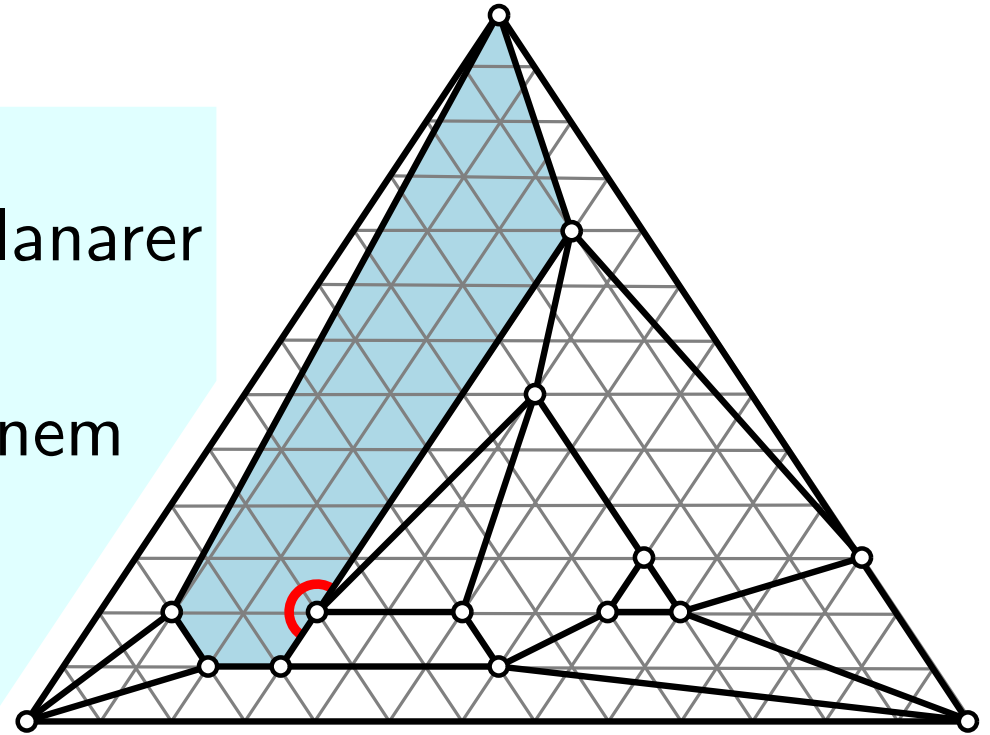
Konvexe Zeichnungen

Satz. [Felsner 2001]
Sei G ein 3-fach zshg. planarer Graph mit f Facetten.
Dann lässt sich G auf einem $(f - 1) \times (f - 1)$ -Gitter
geradlinig *und konvex* zeichnen.



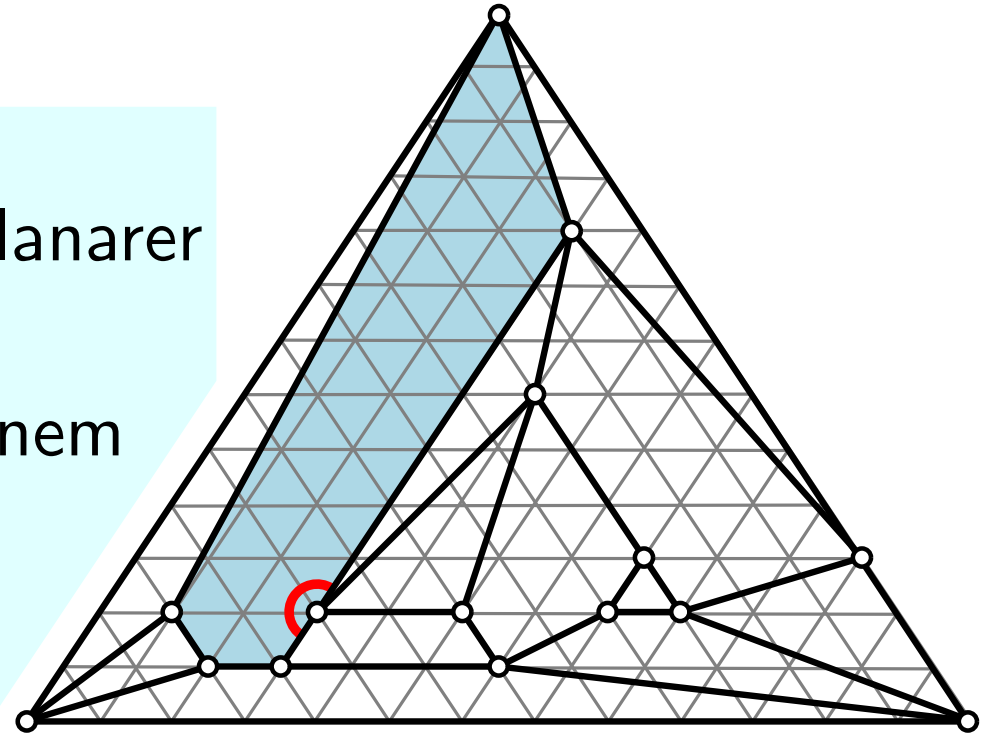
Konvexe Zeichnungen

Satz. [Felsner 2001]
Sei G ein 3-fach zshg. planarer Graph mit f Facetten.
Dann lässt sich G auf einem $(f - 1) \times (f - 1)$ -Gitter geradlinig *und konvex* zeichnen.



Konvexe Zeichnungen

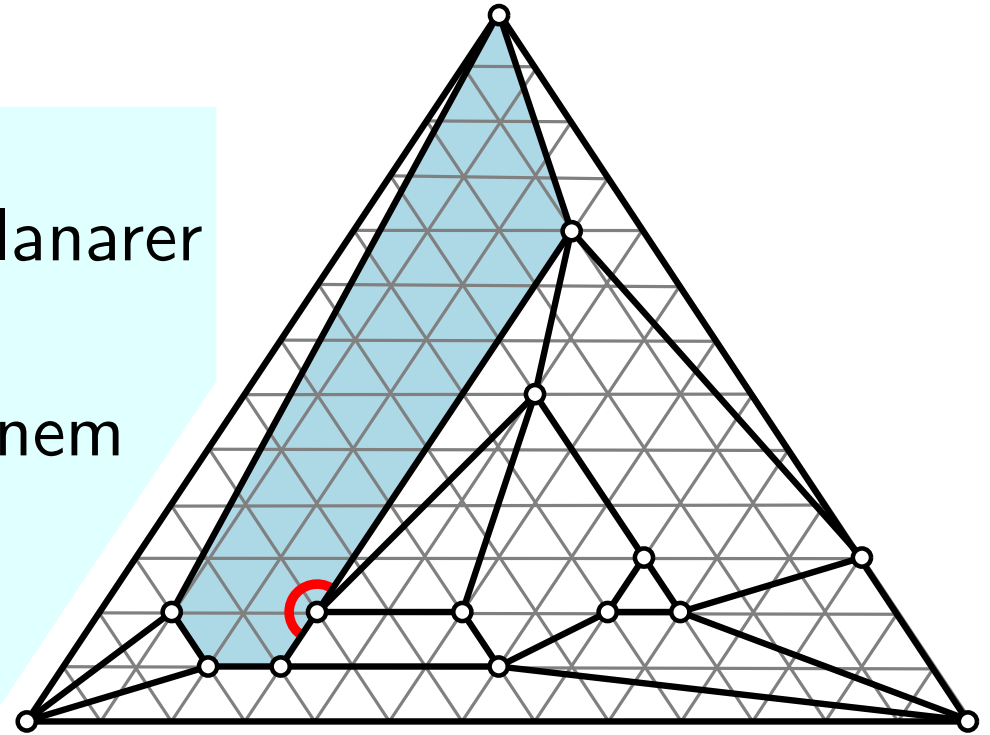
Satz. [Felsner 2001]
 Sei G ein 3-fach zshg. planarer Graph mit f Facetten.
 Dann lässt sich G auf einem $(f - 1) \times (f - 1)$ -Gitter
 geradlinig *und konvex*
 zeichnen.



Satz. [Bárány & Tokushige 2004]
 Jede *streng* konvexe Zeichnung des C_n benötigt $\Omega(n^3)$
 Platz.

Konvexe Zeichnungen

Satz. [Felsner 2001]
 Sei G ein 3-fach zshg. planarer Graph mit f Facetten.
 Dann lässt sich G auf einem $(f - 1) \times (f - 1)$ -Gitter
 geradlinig *und konvex*
 zeichnen.



Satz. [Bárány & Tokushige 2004]
 Jede *streng* konvexe Zeichnung des C_n benötigt $\Omega(n^3)$
 Platz.

Satz. [Bárány & Rote 2006]
 Jeder 3-fach zshg. planare Graph hat eine streng
 konvexe Zeichnung auf dem $O(n^2) \times O(n^2)$ -Gitter.

Noch mehr große Sätze

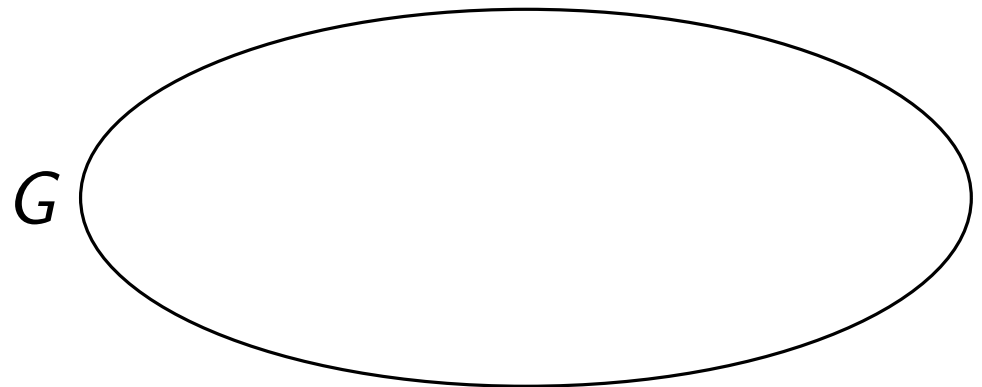
Satz. *Planar Separator Theorem* [Lipton & Tarjan 1979]

Sei G ein planarer Graph mit $n \geq 5$ Knoten.

Dann existiert eine Zerlegung der Knotenmenge

$V = L \dot{\cup} S \dot{\cup} R$ von G , so dass

- keine Kante zwischen L und R verläuft,
- $|L|, |R| \leq \frac{2}{3}n$ und
- $|S| \leq 2\sqrt{2n}$.

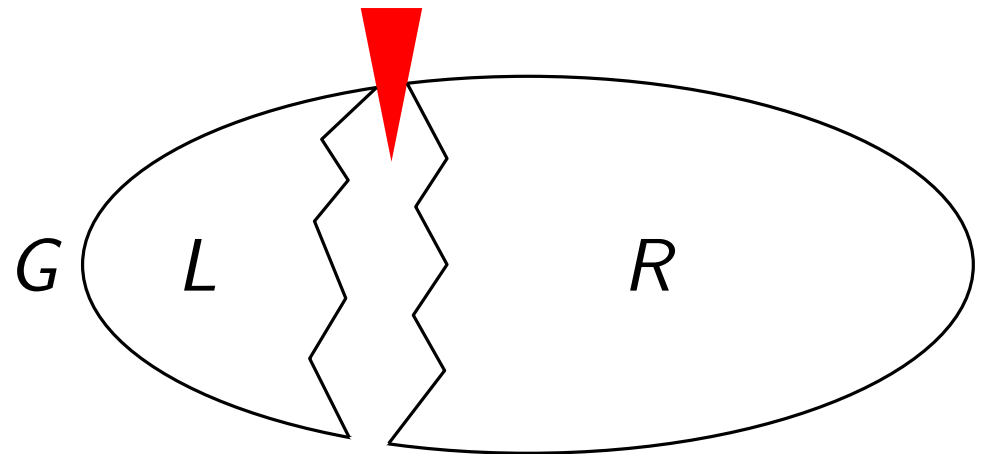


Noch mehr große Sätze

Satz. *Planar Separator Theorem* [Lipton & Tarjan 1979]

Sei G ein planarer Graph mit $n \geq 5$ Knoten.
Dann existiert eine Zerlegung der Knotenmenge
 $V = L \dot{\cup} S \dot{\cup} R$ von G , so dass

- keine Kante zwischen L und R verläuft,
- $|L|, |R| \leq \frac{2}{3}n$ und
- $|S| \leq 2\sqrt{2n}$.



Noch mehr große Sätze

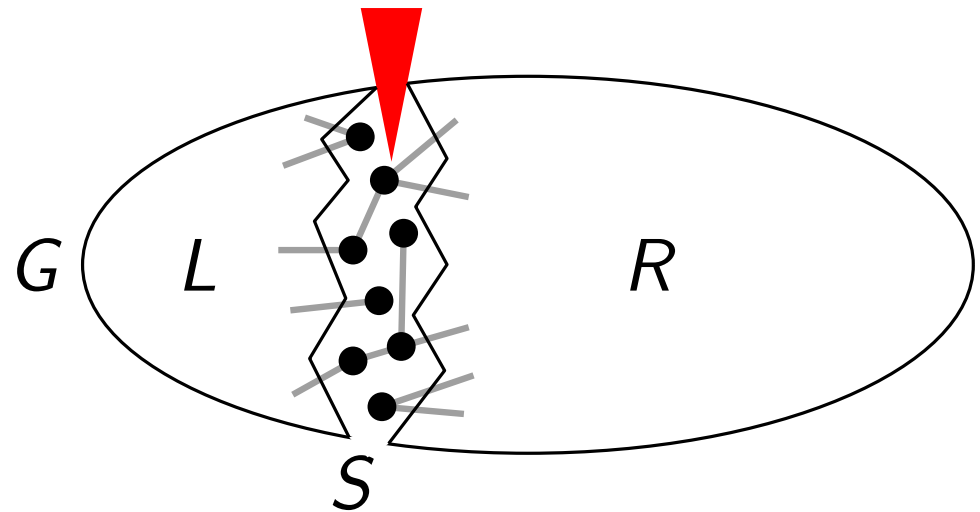
Satz. *Planar Separator Theorem* [Lipton & Tarjan 1979]

Sei G ein planarer Graph mit $n \geq 5$ Knoten.

Dann existiert eine Zerlegung der Knotenmenge

$V = L \dot{\cup} S \dot{\cup} R$ von G , so dass

- keine Kante zwischen L und R verläuft,
- $|L|, |R| \leq \frac{2}{3}n$ und
- $|S| \leq 2\sqrt{2n}$.



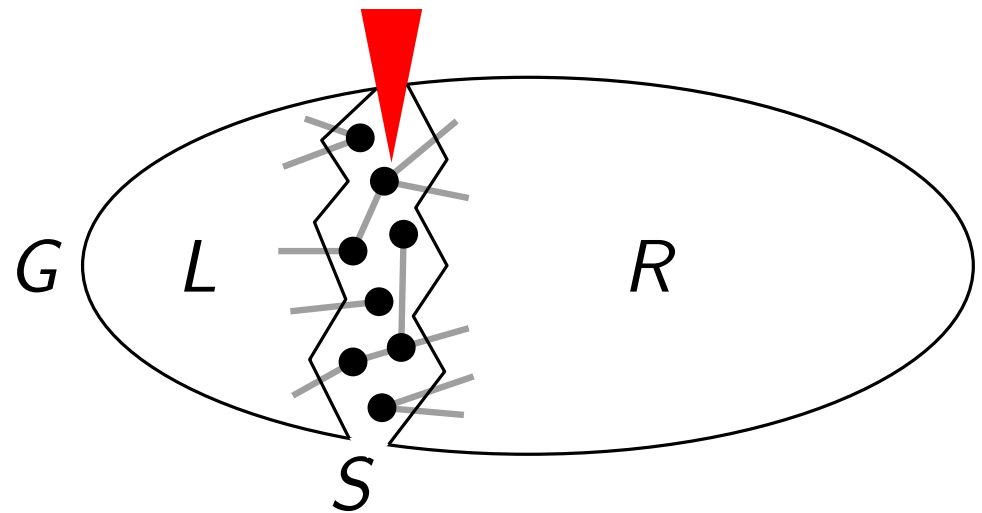
Noch mehr große Sätze

Satz. *Planar Separator Theorem* [Lipton & Tarjan 1979]

Sei G ein planarer Graph mit $n \geq 5$ Knoten.
Dann existiert eine Zerlegung der Knotenmenge
 $V = L \dot{\cup} S \dot{\cup} R$ von G , so dass

- keine Kante zwischen L und R verläuft,
- $|L|, |R| \leq \frac{2}{3}n$ und
- $|S| \leq 2\sqrt{2n}$.

Eine solche Zerlegung
kann in $O(n)$ Zeit
berechnet werden.



Größte Matchings inkrementell

Lemma. Sei $G = (V, E)$ ungerichteter Graph, sei $v \in V$ und sei M größtes Matching in $G - v$.

Größte Matchings inkrementell

Lemma. Sei $G = (V, E)$ ungerichteter Graph, sei $v \in V$ und sei M größtes Matching in $G - v$.

- (i) Falls G keinen augmentierenden Weg mit Endknoten v enthält,
so ist M größtes Matching in G .

Größte Matchings inkrementell

- Lemma.** Sei $G = (V, E)$ ungerichteter Graph, sei $v \in V$ und sei M größtes Matching in $G - v$.
- (i) Falls G keinen augmentierenden Weg mit Endknoten v enthält, so ist M größtes Matching in G .
 - (ii) Ansonsten sei W ein augmentierender Weg. Dann ist $M \Delta E(W)$ größtes Matching in G .

Größte Matchings inkrementell

Lemma. Sei $G = (V, E)$ ungerichteter Graph, sei $v \in V$ und sei M größtes Matching in $G - v$.

- (i) Falls G keinen augmentierenden Weg mit Endknoten v enthält, so ist M größtes Matching in G .
- (ii) Ansonsten sei W ein augmentierender Weg. Dann ist $M \Delta E(W)$ größtes Matching in G .

Mit einer passenden Repräsentation eines größten Matchings in $G - v$ kann man in $O(E)$ Zeit ein größtes Matching in G finden.

Größte Matchings inkrementell

- Lemma.** Sei $G = (V, E)$ ungerichteter Graph, sei $v \in V$ und sei M größtes Matching in $G - v$.
- (i) Falls G keinen augmentierenden Weg mit Endknoten v enthält, so ist M größtes Matching in G .
 - (ii) Ansonsten sei W ein augmentierender Weg. Dann ist $M \Delta E(W)$ größtes Matching in G .

Mit einer passenden Repräsentation eines größten Matchings in $G - v$ kann man in $O(E)$ Zeit ein größtes Matching in G finden.

Beweis. Übung – jetzt!

Größte Matchings in planaren Graphen

MaxCardinalityMatching(Graph $G = (V, E)$)

if $|V| \leq 1$ **then**

| **return** \emptyset

else

$(L, S, R) = \text{PlanarSeparator}(G)$

Aufgabe: Berechnen Sie mithilfe des Separators und des Lemmas ein größtes Matching M in G .
Wenden Sie *Teile & Herrsche* an!

return M

Größte Matchings in planaren Graphen

MaxCardinalityMatching(Graph $G = (V, E)$)

if $|V| \leq 1$ **then**

 | **return** \emptyset

else

$(L, S, R) = \text{PlanarSeparator}(G)$

$M_L = \text{MaxCardinalityMatching}(G[L])$

$M_R = \text{MaxCardinalityMatching}(G[R])$

$M = M_L \cup M_R$

$\bar{V} = L \cup R$

foreach $v \in S$ **do**

 |

return M

Größte Matchings in planaren Graphen

MaxCardinalityMatching(Graph $G = (V, E)$)

if $|V| \leq 1$ **then**

| **return** \emptyset

else

$(L, S, R) = \text{PlanarSeparator}(G)$

$M_L = \text{MaxCardinalityMatching}(G[L])$

$M_R = \text{MaxCardinalityMatching}(G[R])$

$M = M_L \cup M_R$

$\bar{V} = L \cup R$

foreach $v \in S$ **do**

| $\bar{V} = \bar{V} \cup \{v\}$

| $M = \text{größtes Matching in } G[\bar{V}] \text{ laut Lemma}$

return M

Größte Matchings in planaren Graphen

MaxCardinalityMatching(Graph $G = (V, E)$)

if $|V| \leq 1$ **then**

return \emptyset

else

$(L, S, R) = \text{PlanarSeparator}(G)$

$M_L = \text{MaxCardinalityMatching}(G[L])$

$M_R = \text{MaxCardinalityMatching}(G[R])$

$M = M_L \cup M_R$

$\bar{V} = L \cup R$

foreach $v \in S$ **do**

$\bar{V} = \bar{V} \cup \{v\}$

$M = \text{größtes Matching in } G[\bar{V}] \text{ laut Lemma}$

return M

Korrektheit?

Größte Matchings in planaren Graphen

MaxCardinalityMatching(Graph $G = (V, E)$)

if $|V| \leq 1$ **then**

return \emptyset

else

$(L, S, R) = \text{PlanarSeparator}(G)$ \Rightarrow keine L - R -Kante

$M_L = \text{MaxCardinalityMatching}(G[L])$

$M_R = \text{MaxCardinalityMatching}(G[R])$

$M = M_L \cup M_R$

$\bar{V} = L \cup R$

foreach $v \in S$ **do**

$\bar{V} = \bar{V} \cup \{v\}$

$M =$ größtes Matching in $G[\bar{V}]$ laut Lemma

return M

Korrektheit?

Größte Matchings in planaren Graphen

MaxCardinalityMatching(Graph $G = (V, E)$)

if $|V| \leq 1$ **then**

 | **return** \emptyset

else

$(L, S, R) = \text{PlanarSeparator}(G)$ \Rightarrow keine L - R -Kante

$M_L = \text{MaxCardinalityMatching}(G[L])$

$M_R = \text{MaxCardinalityMatching}(G[R])$

$M = M_L \cup M_R$

$\bar{V} = L \cup R$

foreach $v \in S$ **do**

 | $\bar{V} = \bar{V} \cup \{v\}$

 | $M =$ größtes Matching in $G[\bar{V}]$ laut Lemma

return M

M ist größtes Matching in $G[\bar{V}]$

Korrektheit?

Größte Matchings in planaren Graphen

MaxCardinalityMatching(Graph $G = (V, E)$)

if $|V| \leq 1$ **then**

 | **return** \emptyset

else

$(L, S, R) = \text{PlanarSeparator}(G)$ \Rightarrow keine L - R -Kante

$M_L = \text{MaxCardinalityMatching}(G[L])$

$M_R = \text{MaxCardinalityMatching}(G[R])$

$M = M_L \cup M_R$

$\bar{V} = L \cup R$

foreach $v \in S$ **do**

 | $\bar{V} = \bar{V} \cup \{v\}$

 | $M =$ größtes Matching in $G[\bar{V}]$ laut Lemma

return M

M ist größtes Matching in $G[\bar{V}]$

Korrektheit?

Hier $\bar{V} = V$

Größte Matchings in planaren Graphen

MaxCardinalityMatching(Graph $G = (V, E)$)

if $|V| \leq 1$ **then**

 | **return** \emptyset

else

$(L, S, R) = \text{PlanarSeparator}(G)$ \Rightarrow keine L - R -Kante

$M_L = \text{MaxCardinalityMatching}(G[L])$

$M_R = \text{MaxCardinalityMatching}(G[R])$

$M = M_L \cup M_R$

$\bar{V} = L \cup R$

foreach $v \in S$ **do**

 | $\bar{V} = \bar{V} \cup \{v\}$

 | $M =$ größtes Matching in $G[\bar{V}]$ laut Lemma

return M

M ist größtes Matching in $G[\bar{V}]$

Korrektheit?

Hier $\bar{V} = V \Rightarrow G[\bar{V}] = G$

Größte Matchings in planaren Graphen

MaxCardinalityMatching(Graph $G = (V, E)$)

if $|V| \leq 1$ **then**

 | **return** \emptyset

else

$(L, S, R) = \text{PlanarSeparator}(G)$ \Rightarrow keine L - R -Kante

$M_L = \text{MaxCardinalityMatching}(G[L])$

$M_R = \text{MaxCardinalityMatching}(G[R])$

$M = M_L \cup M_R$

$\bar{V} = L \cup R$

foreach $v \in S$ **do**

 | $\bar{V} = \bar{V} \cup \{v\}$

 | $M =$ größtes Matching in $G[\bar{V}]$ laut Lemma

return M

M ist größtes Matching in $G[\bar{V}]$

Korrektheit?

Hier $\bar{V} = V \Rightarrow G[\bar{V}] = G \Rightarrow M$ max. in G

Größte Matchings in planaren Graphen

MaxCardinalityMatching(Graph $G = (V, E)$)

if $|V| \leq 1$ **then**

return \emptyset

else

$(L, S, R) = \text{PlanarSeparator}(G)$

$M_L = \text{MaxCardinalityMatching}(G[L])$

$M_R = \text{MaxCardinalityMatching}(G[R])$

$M = M_L \cup M_R$

$\bar{V} = L \cup R$

foreach $v \in S$ **do**

$\bar{V} = \bar{V} \cup \{v\}$

$M = \text{größtes Matching in } G[\bar{V}] \text{ laut Lemma}$

return M

Laufzeit?

$T(n) =$ Worst-Case-Laufzeit für
Graphen mit $|V| = n$

Größte Matchings in planaren Graphen

MaxCardinalityMatching(Graph $G = (V, E)$)

if $|V| \leq 1$ **then**

return \emptyset

else

$(L, S, R) = \text{PlanarSeparator}(G)$

$M_L = \text{MaxCardinalityMatching}(G[L])$

$M_R = \text{MaxCardinalityMatching}(G[R])$

$M = M_L \cup M_R$

$\bar{V} = L \cup R$

foreach $v \in S$ **do**

$\bar{V} = \bar{V} \cup \{v\}$

$M = \text{größtes Matching in } G[\bar{V}] \text{ laut Lemma}$

return M

Laufzeit?

$T(n) =$ Worst-Case-Laufzeit für
Graphen mit $|V| = n$

Größte Matchings in planaren Graphen

MaxCardinalityMatching(Graph $G = (V, E)$)

if $|V| \leq 1$ **then**

return \emptyset

else

$(L, S, R) = \text{PlanarSeparator}(G)$

$M_L = \text{MaxCardinalityMatching}(G[L])$

$M_R = \text{MaxCardinalityMatching}(G[R])$

$M = M_L \cup M_R$

$\bar{V} = L \cup R$

foreach $v \in S$ **do**

$\bar{V} = \bar{V} \cup \{v\}$

$M = \text{größtes Matching in } G[\bar{V}] \text{ laut Lemma}$

return M

Laufzeit?

$T(n) =$ Worst-Case-Laufzeit für
Graphen mit $|V| = n$

$O(n)$

Größte Matchings in planaren Graphen

MaxCardinalityMatching(Graph $G = (V, E)$)

if $|V| \leq 1$ **then**

return \emptyset

else

$(L, S, R) = \text{PlanarSeparator}(G)$

$M_L = \text{MaxCardinalityMatching}(G[L])$

$M_R = \text{MaxCardinalityMatching}(G[R])$

$M = M_L \cup M_R$

$\bar{V} = L \cup R$

foreach $v \in S$ **do**

$\bar{V} = \bar{V} \cup \{v\}$

$M = \text{größtes Matching in } G[\bar{V}] \text{ laut Lemma}$

return M

Laufzeit?

$T(n) =$ Worst-Case-Laufzeit für
Graphen mit $|V| = n$

$O(n)$

$T(|L|)$

$T(|R|)$

Größte Matchings in planaren Graphen

MaxCardinalityMatching(Graph $G = (V, E)$)

if $|V| \leq 1$ **then**

return \emptyset

else

$(L, S, R) = \text{PlanarSeparator}(G)$

$M_L = \text{MaxCardinalityMatching}(G[L])$

$M_R = \text{MaxCardinalityMatching}(G[R])$

$M = M_L \cup M_R$

$\bar{V} = L \cup R$

foreach $v \in S$ **do**

$\bar{V} = \bar{V} \cup \{v\}$

$M = \text{größtes Matching in } G[\bar{V}] \text{ laut Lemma}$

return M

Laufzeit?

$T(n) =$ Worst-Case-Laufzeit für
Graphen mit $|V| = n$

$O(n)$

$T(|L|)$

$T(|R|)$

$O(\sqrt{n}) \cdot$

Größte Matchings in planaren Graphen

MaxCardinalityMatching(Graph $G = (V, E)$)

if $|V| \leq 1$ **then**

return \emptyset

else

$(L, S, R) = \text{PlanarSeparator}(G)$

$M_L = \text{MaxCardinalityMatching}(G[L])$

$M_R = \text{MaxCardinalityMatching}(G[R])$

$M = M_L \cup M_R$

$\bar{V} = L \cup R$

foreach $v \in S$ **do**

$\bar{V} = \bar{V} \cup \{v\}$

$M = \text{größtes Matching in } G[\bar{V}] \text{ laut Lemma}$

return M

Laufzeit?

$T(n) =$ Worst-Case-Laufzeit für
Graphen mit $|V| = n$

$O(n)$

$T(|L|)$

$T(|R|)$

$O(\sqrt{n}) \cdot$

$O(n)$

Größte Matchings in planaren Graphen

MaxCardinalityMatching(Graph $G = (V, E)$)

if $|V| \leq 1$ **then**

return \emptyset

else

$(L, S, R) = \text{PlanarSeparator}(G)$

$M_L = \text{MaxCardinalityMatching}(G[L])$

$M_R = \text{MaxCardinalityMatching}(G[R])$

$M = M_L \cup M_R$

$\bar{V} = L \cup R$

foreach $v \in S$ **do**

$\bar{V} = \bar{V} \cup \{v\}$

$M = \text{größtes Matching in } G[\bar{V}] \text{ laut Lemma}$

return M

Laufzeit?

$T(n) =$ Worst-Case-Laufzeit für
Graphen mit $|V| = n$

$O(n)$

$T(|L|)$

$T(|R|)$

$O(\sqrt{n}) \cdot$

$O(n)$

$T(n) \leq$

Größte Matchings in planaren Graphen

MaxCardinalityMatching(Graph $G = (V, E)$)

if $|V| \leq 1$ **then**

return \emptyset

else

$(L, S, R) = \text{PlanarSeparator}(G)$

$M_L = \text{MaxCardinalityMatching}(G[L])$

$M_R = \text{MaxCardinalityMatching}(G[R])$

$M = M_L \cup M_R$

$\bar{V} = L \cup R$

foreach $v \in S$ **do**

$\bar{V} = \bar{V} \cup \{v\}$

$M = \text{größtes Matching in } G[\bar{V}] \text{ laut Lemma}$

return M

Laufzeit?

$T(n) =$ Worst-Case-Laufzeit für Graphen mit $|V| = n$

$O(n)$

$T(|L|)$

$T(|R|)$

$O(\sqrt{n}) \cdot$

$O(n)$

$$T(n) \leq T(|L|) + T(|R|) + cn^{3/2}$$

Größte Matchings in planaren Graphen

MaxCardinalityMatching(Graph $G = (V, E)$)

if $|V| \leq 1$ **then**

return \emptyset

else

$(L, S, R) = \text{PlanarSeparator}(G)$

$M_L = \text{MaxCardinalityMatching}(G[L])$

$M_R = \text{MaxCardinalityMatching}(G[R])$

$M = M_L \cup M_R$

$\bar{V} = L \cup R$

foreach $v \in S$ **do**

$\bar{V} = \bar{V} \cup \{v\}$

$M = \text{größtes Matching in } G[\bar{V}] \text{ laut Lemma}$

return M

Laufzeit?

$T(n) =$ Worst-Case-Laufzeit für Graphen mit $|V| = n$

$O(n)$

$T(|L|)$

$T(|R|)$

$O(\sqrt{n})$.

$O(n)$

$$T(n) \leq \max \left\{ T(|L|) + T(|R|) + cn^{3/2} : \right. \\ \left. |L| + |R| \leq n, \frac{n}{3} \leq |L| \leq \frac{2}{3}n \right\}$$

Rekursions(un)gleichung lösen...

$$T(n) \leq \max \left\{ T(|L|) + T(|R|) + cn^{3/2} : \right. \\ \left. |L| + |R| \leq n, \frac{n}{3} \leq |L| \leq \frac{2}{3}n \right\}$$

Rekursions(un)gleichung lösen...

$$T(n) \leq \max \left\{ T(|L|) + T(|R|) + cn^{3/2} : \right. \\ \left. |L| + |R| \leq n, \frac{n}{3} \leq |L| \leq \frac{2}{3}n \right\}$$

Master-Methode:

siehe [CLRS, Kapitel 4.5]

Rekursions(un)gleichung lösen...

$$T(n) \leq \max \left\{ T(|L|) + T(|R|) + cn^{3/2} : \right. \\ \left. |L| + |R| \leq n, \frac{n}{3} \leq |L| \leq \frac{2}{3}n \right\}$$

Master-Methode:

siehe [CLRS, Kapitel 4.5]

$$T(n) \leq 2T\left(\frac{2}{3}n\right) + O(n^{3/2})$$

Rekursions(un)gleichung lösen...

$$T(n) \leq \max \left\{ T(|L|) + T(|R|) + cn^{3/2} : \right. \\ \left. |L| + |R| \leq n, \frac{n}{3} \leq |L| \leq \frac{2}{3}n \right\}$$

Master-Methode:

siehe [CLRS, Kapitel 4.5]

$$T(n) \leq 2T\left(\frac{2}{3}n\right) + O(n^{3/2}) \\ \in O(n^{\log_{3/2} 2})$$

Rekursions(un)gleichung lösen...

$$T(n) \leq \max \left\{ T(|L|) + T(|R|) + cn^{3/2} : \right. \\ \left. |L| + |R| \leq n, \frac{n}{3} \leq |L| \leq \frac{2}{3}n \right\}$$

Master-Methode:

siehe [CLRS, Kapitel 4.5]

$$T(n) \leq 2T\left(\frac{2}{3}n\right) + O(n^{3/2}) \\ \in O\left(n^{\log_{3/2} 2}\right)$$

Rekursions(un)gleichung lösen...

$$T(n) \leq \max \left\{ T(|L|) + T(|R|) + cn^{3/2} : \right. \\ \left. |L| + |R| \leq n, \frac{n}{3} \leq |L| \leq \frac{2}{3}n \right\}$$

Master-Methode:

siehe [CLRS, Kapitel 4.5]

$$T(n) \leq 2T\left(\frac{2}{3}n\right) + O(n^{3/2}) \\ \in O(n^{\log_{3/2} 2})$$

Rekursions(un)gleichung lösen...

$$T(n) \leq \max \left\{ T(|L|) + T(|R|) + cn^{3/2} : \right. \\ \left. |L| + |R| \leq n, \frac{n}{3} \leq |L| \leq \frac{2}{3}n \right\}$$

Master-Methode:

siehe [CLRS, Kapitel 4.5]

$$T(n) \leq 2T\left(\frac{2}{3}n\right) + O(n^{3/2}) \\ \in O(n^{\log_{3/2} 2}) = O(n^{1,709\dots})$$

Rekursions(un)gleichung lösen...

$$T(n) \leq \max \left\{ T(|L|) + T(|R|) + cn^{3/2} : \right. \\ \left. |L| + |R| \leq n, \frac{n}{3} \leq |L| \leq \frac{2}{3}n \right\}$$

Master-Methode:

siehe [CLRS, Kapitel 4.5]

$$T(n) \leq 2T\left(\frac{2}{3}n\right) + O(n^{3/2}) \\ \in O(n^{\log_{3/2} 2}) = O(n^{1,709\dots})$$

Genauere Abschätzung:

Rekursions(un)gleichung lösen...

$$T(n) \leq \max \left\{ T(|L|) + T(|R|) + cn^{3/2} : \right. \\ \left. |L| + |R| \leq n, \frac{n}{3} \leq |L| \leq \frac{2}{3}n \right\}$$

Master-Methode: siehe [CLRS, Kapitel 4.5]

$$T(n) \leq 2T\left(\frac{2}{3}n\right) + O(n^{3/2}) \\ \in O(n^{\log_{3/2} 2}) = O(n^{1,709\dots})$$

Genauere Abschätzung:

$$T(n) \leq \max \left\{ T(\alpha n) + T((1 - \alpha)n) \mid \frac{1}{3} \leq \alpha \leq \frac{2}{3} \right\} + cn^{3/2}$$

Rekursions(un)gleichung lösen...

$$T(n) \leq \max \left\{ T(|L|) + T(|R|) + cn^{3/2} : \right. \\ \left. |L| + |R| \leq n, \frac{n}{3} \leq |L| \leq \frac{2}{3}n \right\}$$

Master-Methode: siehe [CLRS, Kapitel 4.5]

$$T(n) \leq 2T\left(\frac{2}{3}n\right) + O(n^{3/2}) \\ \in O(n^{\log_{3/2} 2}) = O(n^{1,709\dots})$$

Genauere Abschätzung:

$$T(n) \leq \max \left\{ T(\alpha n) + T((1 - \alpha)n) \mid \frac{1}{3} \leq \alpha \leq \frac{2}{3} \right\} + cn^{3/2}$$

Beh. $T(n) \leq c'n^{3/2}$ für ein $c' > c$

Rekursions(un)gleichung lösen...

$$T(n) \leq \max \left\{ T(|L|) + T(|R|) + cn^{3/2} : \right. \\ \left. |L| + |R| \leq n, \frac{n}{3} \leq |L| \leq \frac{2}{3}n \right\}$$

Master-Methode: siehe [CLRS, Kapitel 4.5]

$$T(n) \leq 2T\left(\frac{2}{3}n\right) + O(n^{3/2}) \\ \in O(n^{\log_{3/2} 2}) = O(n^{1,709\dots})$$

Genauere Abschätzung:

$$T(n) \leq \max \left\{ T(\alpha n) + T((1 - \alpha)n) \mid \frac{1}{3} \leq \alpha \leq \frac{2}{3} \right\} + cn^{3/2}$$

Beh. $T(n) \leq c'n^{3/2}$ für ein $c' > c$ [Wir können c' wählen!]

Rekursions(un)gleichung lösen...

$$T(n) \leq \max \left\{ T(|L|) + T(|R|) + cn^{3/2} : \right. \\ \left. |L| + |R| \leq n, \frac{n}{3} \leq |L| \leq \frac{2}{3}n \right\}$$

Master-Methode: siehe [CLRS, Kapitel 4.5]

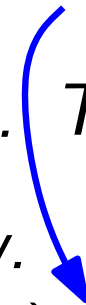
$$T(n) \leq 2T\left(\frac{2}{3}n\right) + O(n^{3/2}) \\ \in O(n^{\log_{3/2} 2}) = O(n^{1,709\dots})$$

Genauere Abschätzung:

$$T(n) \leq \max \left\{ T(\alpha n) + T((1 - \alpha)n) \mid \frac{1}{3} \leq \alpha \leq \frac{2}{3} \right\} + cn^{3/2}$$

Beh. $T(n) \leq c'n^{3/2}$ für ein $c' > c$ [Wir können c' wählen!]

Bew.
 $T(n) \leq$



Rekursions(un)gleichung lösen...

$$T(n) \leq \max \left\{ T(|L|) + T(|R|) + cn^{3/2} : \right. \\ \left. |L| + |R| \leq n, \frac{n}{3} \leq |L| \leq \frac{2}{3}n \right\}$$

Master-Methode: siehe [CLRS, Kapitel 4.5]

$$T(n) \leq 2T\left(\frac{2}{3}n\right) + O(n^{3/2}) \\ \in O(n^{\log_{3/2} 2}) = O(n^{1,709\dots})$$

Genauere Abschätzung:

$$T(n) \leq \max \left\{ T(\alpha n) + T((1 - \alpha)n) \mid \frac{1}{3} \leq \alpha \leq \frac{2}{3} \right\} + cn^{3/2}$$

Beh. $T(n) \leq c'n^{3/2}$ für ein $c' > c$ [Wir können c' wählen!]

Bew.

$$T(n) \leq c'n^{3/2} \left(\max \left\{ \alpha^{3/2} + (1 - \alpha)^{3/2} \mid \frac{1}{3} \leq \alpha \leq \frac{2}{3} \right\} + c/c' \right)$$

Rekursions(un)gleichung lösen...

$$T(n) \leq \max \left\{ T(|L|) + T(|R|) + cn^{3/2} : \right. \\ \left. |L| + |R| \leq n, \frac{n}{3} \leq |L| \leq \frac{2}{3}n \right\}$$

Master-Methode: siehe [CLRS, Kapitel 4.5]

$$T(n) \leq 2T\left(\frac{2}{3}n\right) + O(n^{3/2}) \\ \in O(n^{\log_{3/2} 2}) = O(n^{1,709\dots})$$

Genauere Abschätzung:

$$T(n) \leq \max \left\{ T(\alpha n) + T((1 - \alpha)n) \mid \frac{1}{3} \leq \alpha \leq \frac{2}{3} \right\} + cn^{3/2}$$

Beh. $T(n) \leq c'n^{3/2}$ für ein $c' > c$ [Wir können c' wählen!]

Bew. $T(n) \leq c'n^{3/2} \left(\max \left\{ \alpha^{3/2} + (1 - \alpha)^{3/2} \mid \frac{1}{3} \leq \alpha \leq \frac{2}{3} \right\} + c/c' \right)$

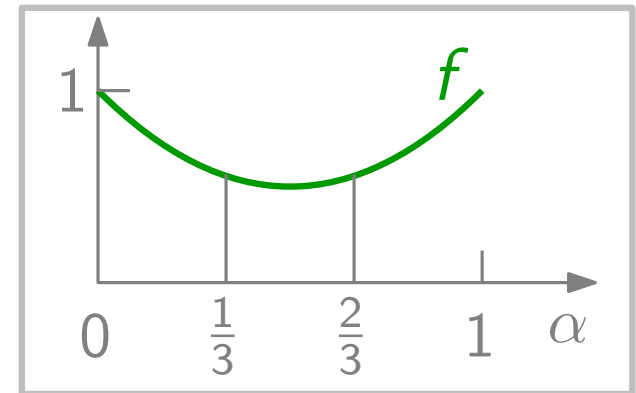
Rekursions(un)gleichung lösen...

$$T(n) \leq \max \left\{ T(|L|) + T(|R|) + cn^{3/2} : \right. \\ \left. |L| + |R| \leq n, \frac{n}{3} \leq |L| \leq \frac{2}{3}n \right\}$$

Master-Methode:

siehe [CLRS, Kapitel 4.5]

$$T(n) \leq 2T\left(\frac{2}{3}n\right) + O(n^{3/2}) \\ \in O(n^{\log_{3/2} 2}) = O(n^{1,709\dots})$$



Genauere Abschätzung:

$$T(n) \leq \max \left\{ T(\alpha n) + T((1 - \alpha)n) \mid \frac{1}{3} \leq \alpha \leq \frac{2}{3} \right\} + cn^{3/2}$$

Beh. $T(n) \leq c'n^{3/2}$ für ein $c' > c$ [Wir können c' wählen!]

Bew. $T(n) \leq c'n^{3/2} \left(\max \left\{ \alpha^{3/2} + (1 - \alpha)^{3/2} \mid \frac{1}{3} \leq \alpha \leq \frac{2}{3} \right\} + c/c' \right)$

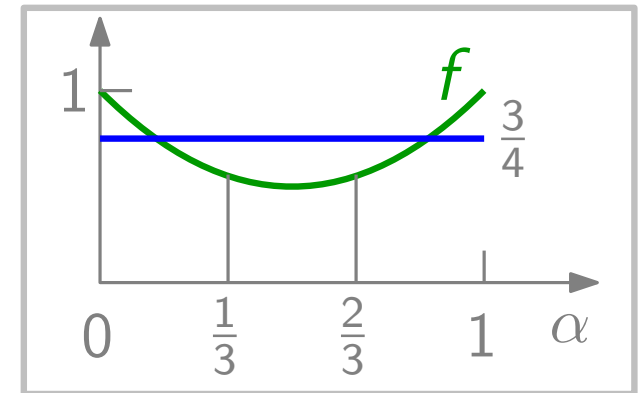
Rekursions(un)gleichung lösen...

$$T(n) \leq \max \left\{ T(|L|) + T(|R|) + cn^{3/2} : \right. \\ \left. |L| + |R| \leq n, \frac{n}{3} \leq |L| \leq \frac{2}{3}n \right\}$$

Master-Methode:

siehe [CLRS, Kapitel 4.5]

$$T(n) \leq 2T\left(\frac{2}{3}n\right) + O(n^{3/2}) \\ \in O(n^{\log_{3/2} 2}) = O(n^{1,709\dots})$$



Genauere Abschätzung:

$$T(n) \leq \max \left\{ T(\alpha n) + T((1 - \alpha)n) \mid \frac{1}{3} \leq \alpha \leq \frac{2}{3} \right\} + cn^{3/2}$$

Beh. $T(n) \leq c'n^{3/2}$ für ein $c' > c$ [Wir können c' wählen!]

Bew. $T(n) \leq c'n^{3/2} \left(\max \left\{ \alpha^{3/2} + (1 - \alpha)^{3/2} \mid \frac{1}{3} \leq \alpha \leq \frac{2}{3} \right\} + c/c' \right)$

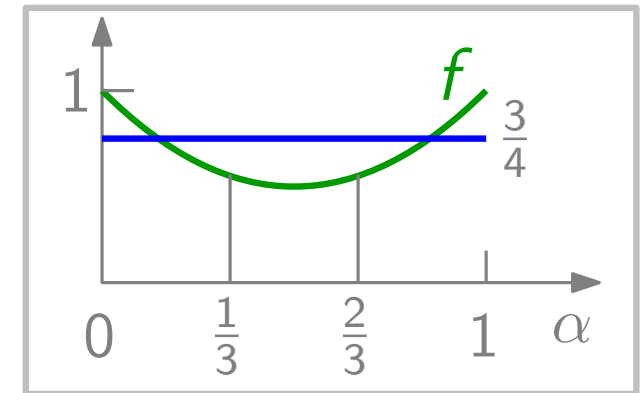
Rekursions(un)gleichung lösen...

$$T(n) \leq \max \left\{ T(|L|) + T(|R|) + cn^{3/2} : \right. \\ \left. |L| + |R| \leq n, \frac{n}{3} \leq |L| \leq \frac{2}{3}n \right\}$$

Master-Methode:

siehe [CLRS, Kapitel 4.5]

$$T(n) \leq 2T\left(\frac{2}{3}n\right) + O(n^{3/2}) \\ \in O(n^{\log_{3/2} 2}) = O(n^{1,709\dots})$$



Genauere Abschätzung:

$$T(n) \leq \max \left\{ T(\alpha n) + T((1 - \alpha)n) \mid \frac{1}{3} \leq \alpha \leq \frac{2}{3} \right\} + cn^{3/2}$$

Beh. $T(n) \leq c'n^{3/2}$ für ein $c' > c$ [Wir können c' wählen!]

Bew.

$f(\alpha)$

$$T(n) \leq c'n^{3/2} \left(\underbrace{\max \left\{ \alpha^{3/2} + (1 - \alpha)^{3/2} \mid \frac{1}{3} \leq \alpha \leq \frac{2}{3} \right\}}_{< 3/4} + c/c' \right)$$

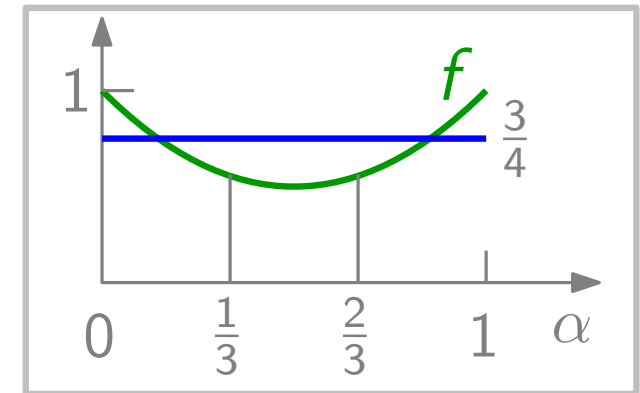
Rekursions(un)gleichung lösen...

$$T(n) \leq \max \left\{ T(|L|) + T(|R|) + cn^{3/2} : \right. \\ \left. |L| + |R| \leq n, \frac{n}{3} \leq |L| \leq \frac{2}{3}n \right\}$$

Master-Methode:

siehe [CLRS, Kapitel 4.5]

$$T(n) \leq 2T\left(\frac{2}{3}n\right) + O(n^{3/2}) \\ \in O(n^{\log_{3/2} 2}) = O(n^{1,709\dots})$$



Genauere Abschätzung:

$$T(n) \leq \max \left\{ T(\alpha n) + T((1-\alpha)n) \mid \frac{1}{3} \leq \alpha \leq \frac{2}{3} \right\} + cn^{3/2}$$

Beh. $T(n) \leq c'n^{3/2}$ für ein $c' > c$ [Wir können c' wählen!]

Bew.

$f(\alpha)$

$$T(n) \leq c'n^{3/2} \left(\underbrace{\max \left\{ \alpha^{3/2} + (1-\alpha)^{3/2} \mid \frac{1}{3} \leq \alpha \leq \frac{2}{3} \right\}}_{< 3/4} + c/c' \right)$$

$< 3/4 \Rightarrow$ Nimm $c' = 4c!$

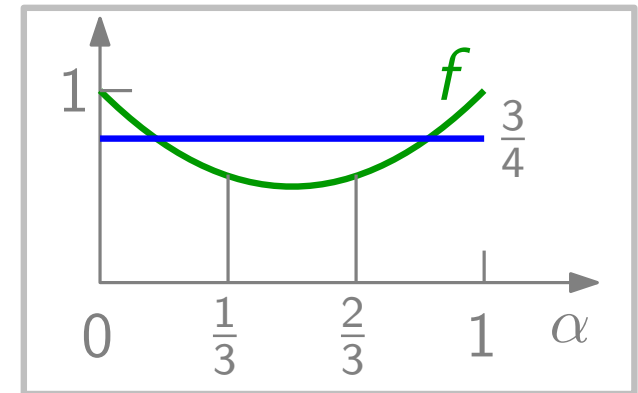
Rekursions(un)gleichung lösen...

$$T(n) \leq \max \left\{ T(|L|) + T(|R|) + cn^{3/2} : \right. \\ \left. |L| + |R| \leq n, \frac{n}{3} \leq |L| \leq \frac{2}{3}n \right\}$$

Master-Methode:

siehe [CLRS, Kapitel 4.5]

$$T(n) \leq 2T\left(\frac{2}{3}n\right) + O(n^{3/2}) \\ \in O(n^{\log_{3/2} 2}) = O(n^{1,709\dots})$$



Genauere Abschätzung:

$$T(n) \leq \max \left\{ T(\alpha n) + T((1 - \alpha)n) \mid \frac{1}{3} \leq \alpha \leq \frac{2}{3} \right\} + cn^{3/2}$$

Beh. $T(n) \leq c'n^{3/2}$ für ein $c' > c$ [Wir können c' wählen!]

Bew.

$f(\alpha)$

$$T(n) \leq c'n^{3/2} \left(\underbrace{\max \left\{ \alpha^{3/2} + (1 - \alpha)^{3/2} \mid \frac{1}{3} \leq \alpha \leq \frac{2}{3} \right\}}_{< 3/4} + c/c' \right) \\ \leq c'n^{3/2} \quad < 3/4 \Rightarrow \text{Nimm } c' = 4c! \quad \square$$

Ergebnis

Satz. In einem planaren Graphen mit n Knoten kann man in $O(n^{3/2})$ Zeit ein größtes Matching finden.

Ergebnis

Satz. In einem planaren Graphen mit n Knoten kann man in $O(n^{3/2})$ Zeit ein größtes Matching finden.

Zum Vergleich:

Größtes Matching

| | | |
|--------------------|----------------|---------------------------|
| Bipartite Graphen | $O(\sqrt{VE})$ | [Hopcroft & Karp, 1973] |
| Allgemeine Graphen | $O(\sqrt{VE})$ | [Micali & Vazirani, 1980] |

Schwerstes Matching

| | | |
|--------------------|---------------------|-------------------------|
| Planare Graphen | $O(V^{3/2} \log V)$ | [Lipton & Tarjan, 1980] |
| Allgemeine Graphen | $O(EV \log V)$ | [Gabow, 1975] |

Ergebnis

Satz. In einem planaren Graphen mit n Knoten kann man in $O(n^{3/2})$ Zeit ein größtes Matching finden.

Zum Vergleich:

Größtes Matching

| | | |
|--------------------|----------------|---------------------------|
| Bipartite Graphen | $O(\sqrt{VE})$ | [Hopcroft & Karp, 1973] |
| Allgemeine Graphen | $O(\sqrt{VE})$ | [Micali & Vazirani, 1980] |

Schwerstes Matching

| | | |
|--------------------|---------------------|-------------------------|
| Planare Graphen* | $O(V^{3/2} \log V)$ | [Lipton & Tarjan, 1980] |
| Allgemeine Graphen | $O(EV \log V)$ | [Gabow, 1975] |

*) Das Lemma gilt entsprechend für den gewichteten Fall, allerdings mit Laufzeit $O(E \log V)$ statt $O(E)$.