

Seminar: Themen der Algorithmik

Wintersemester 2024

Einführungsveranstaltung am 15. Oktober 2024

Lehrstuhl für Informatik I

Alexander Wolff, Boris Klemz, Diana Sieper, Tim Hegemann, Samuel Wolf

Ziele und Inhalte

In diesem Seminar geht es teils um **aktuelle Forschungsthemen**, teils **klassische Resultate** aus dem Gebiet **Algorithmik**.

Ziele und Inhalte

In diesem Seminar geht es teils um **aktuelle Forschungsthemen**, teils **klassische Resultate** aus dem Gebiet **Algorithmik**.

JedeR TeilnehmerIn arbeitet sich in ein abgegrenztes Thema ein. Dieses ist didaktisch aufzubereiten und den anderen KursteilnehmerInnen in einem **Vortrag** zu vermitteln, sowie in einer **schriftliche Ausarbeitung** darzustellen.

Ablauf des Seminars

- Di, 15.10.2024: **Einführung**

Ablauf des Seminars

- Di, 15.10.2024: **Einführung**
- Di, 22.10.2024: **Kurzvorträge** zu jedem Thema
(etwa 5 Min., ca. 3 Folien)

Ablauf des Seminars

- Di, 15.10.2024: **Einführung**
- Di, 22.10.2024: **Kurzvorträge** zu jedem Thema (etwa 5 Min., ca. 3 Folien)

Inhalte:

- Ausblick auf den eigentlichen Vortrag geben
- Problemstellung nennen & motivieren
- Wichtigste Resultate nennen & einordnen

Ablauf des Seminars

- Di, 15.10.2024: **Einführung**
- Di, 22.10.2024: **Kurzvorträge** zu jedem Thema (etwa 5 Min., ca. 3 Folien)

Inhalte:

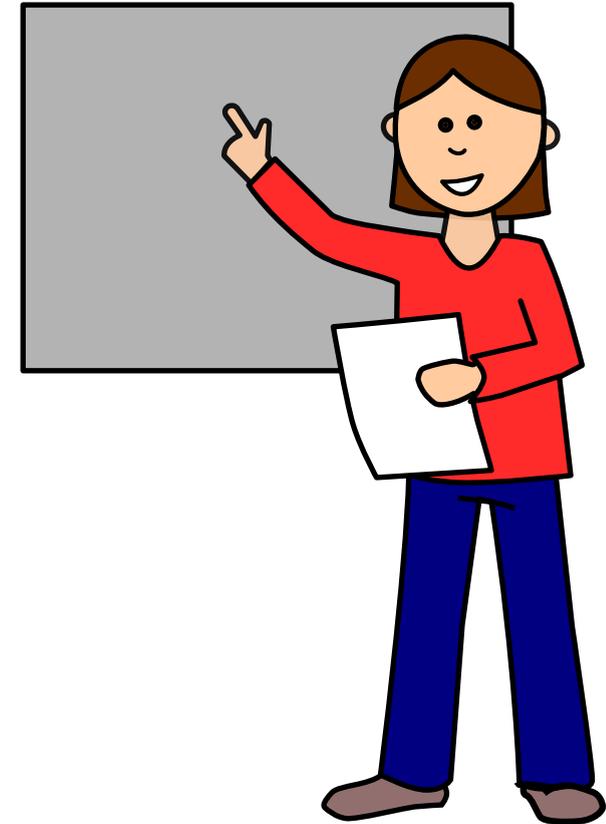
- Ausblick auf den eigentlichen Vortrag geben
- Problemstellung nennen & motivieren
- Wichtigste Resultate nennen & einordnen

Ziele:

- Zeitnah einarbeiten
- Themenauswahl prüfen
- Vortragen üben
- Feedback bekommen ohne Bewertung

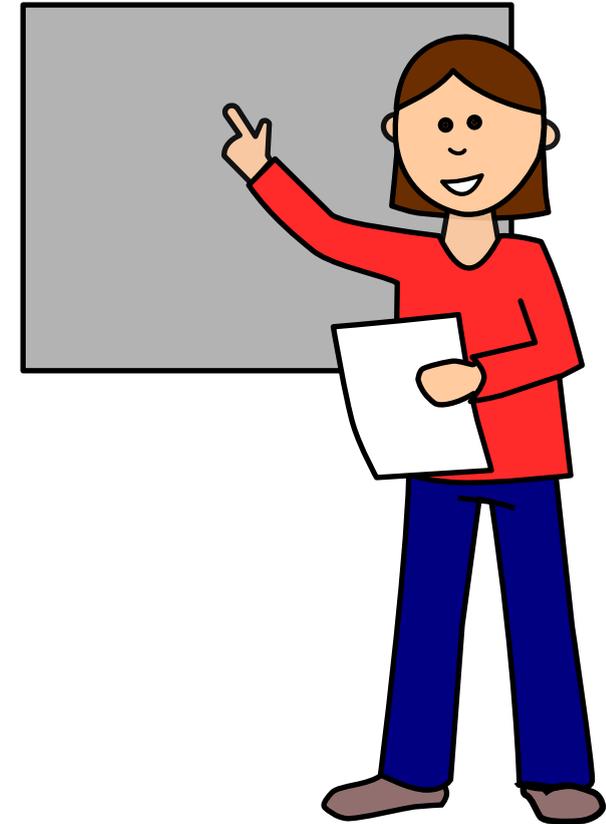
Ablauf des Seminars

- Di, 15.10.2024: **Einführung**
- Di, 22.10.2024: **Kurzvorträge** zu jedem Thema (etwa 5 Min., ca. 3 Folien)
- ab Di, 05.11.2024: **Vorträge** (i.d.R. einer pro Woche)



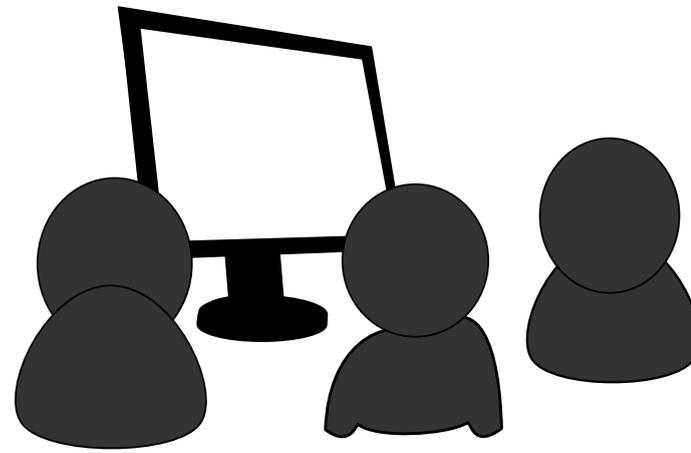
Ablauf des Seminars

- Di, 15.10.2024: **Einführung**
- Di, 22.10.2024: **Kurzvorträge** zu jedem Thema (etwa 5 Min., ca. 3 Folien)
- ab Di, 05.11.2024: **Vorträge** (i.d.R. einer pro Woche)
- Mo, 17.02.2025: **Ausarbeitungen** abgeben



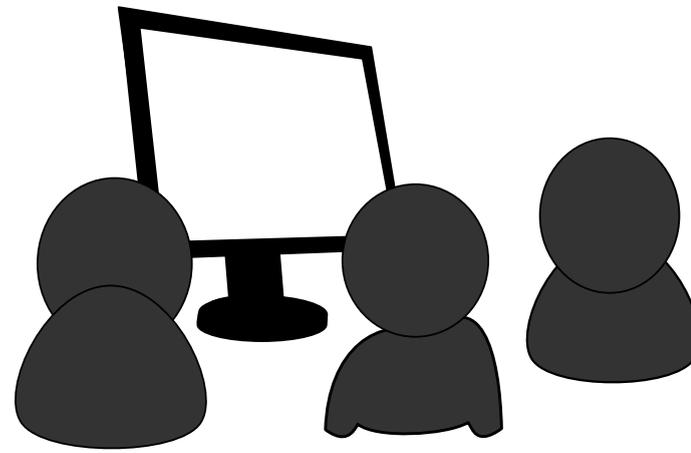
Vorträge

- etwa 45 Minuten **Vortrag**
(zu zweit etwa 60 Minuten)



Vorträge

- etwa 45 Minuten **Vortrag**
(zu zweit etwa 60 Minuten)

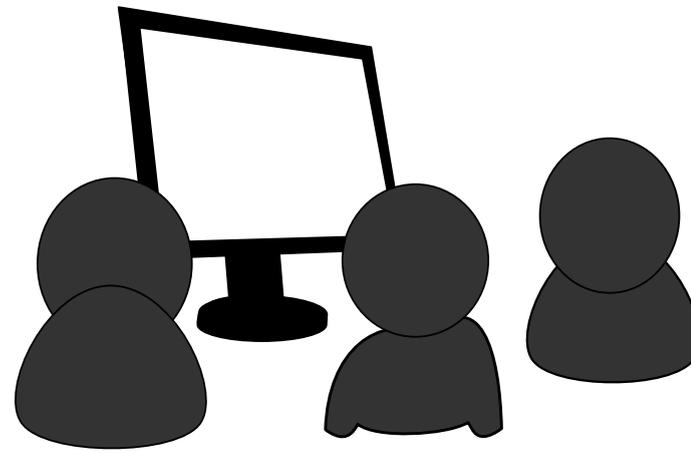


Das reicht i.d.R. nicht um alles im Detail zu besprechen!

→ wesentliche Teile identifizieren und ausführlich behandeln, unwesentliche Teile skizzieren

Vorträge

- etwa 45 Minuten **Vortrag**
(zu zweit etwa 60 Minuten)



Das reicht i.d.R. nicht um alles im Detail zu besprechen!

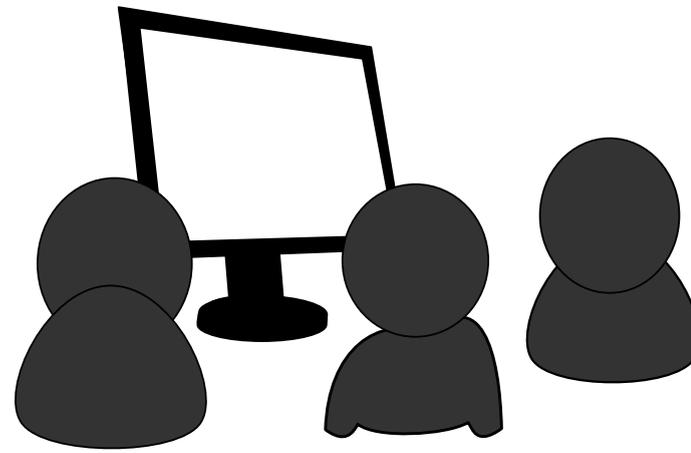
→ wesentliche Teile identifizieren und ausführlich behandeln, unwesentliche Teile skizzieren

Ausnahme: Einige Themen sind weniger umfangreich

→ verbleibende Zeit durch Inhalte angrenzender Literatur füllen (eigene Literaturrecherche!)

Vorträge

- etwa 45 Minuten **Vortrag**
(zu zweit etwa 60 Minuten)



Das reicht i.d.R. nicht um alles im Detail zu besprechen!

→ wesentliche Teile identifizieren und ausführlich behandeln, unwesentliche Teile skizzieren

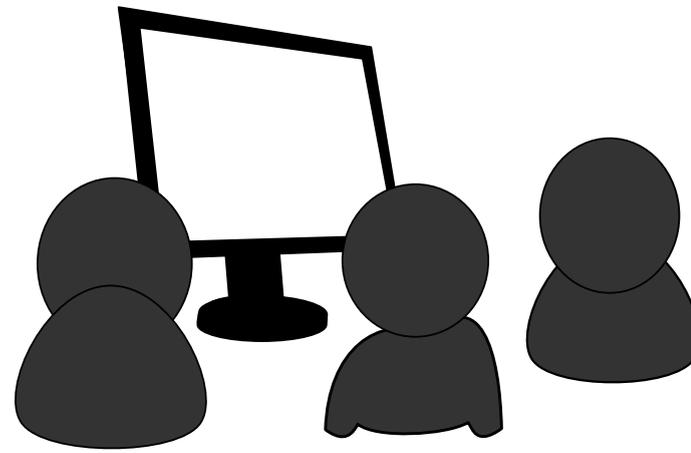
Ausnahme: Einige Themen sind weniger umfangreich

→ verbleibende Zeit durch Inhalte angrenzender Literatur füllen (eigene Literaturrecherche!)

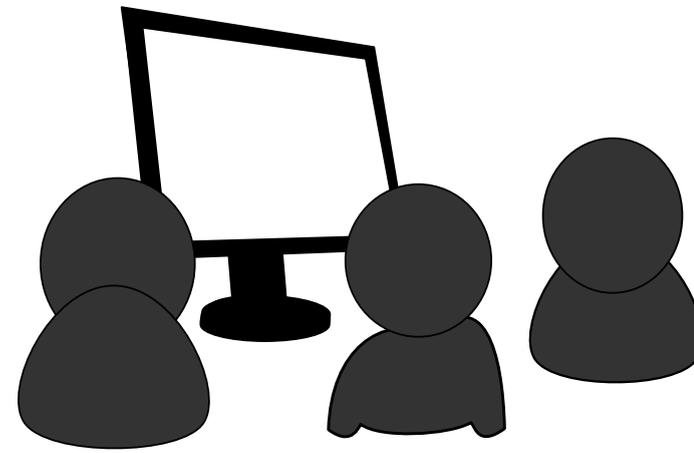
In jedem Fall sollen die 45 / 60 Minuten stimmig ausgefüllt werden.

Vorträge

- etwa 45 Minuten **Vortrag**
(zu zweit etwa 60 Minuten)



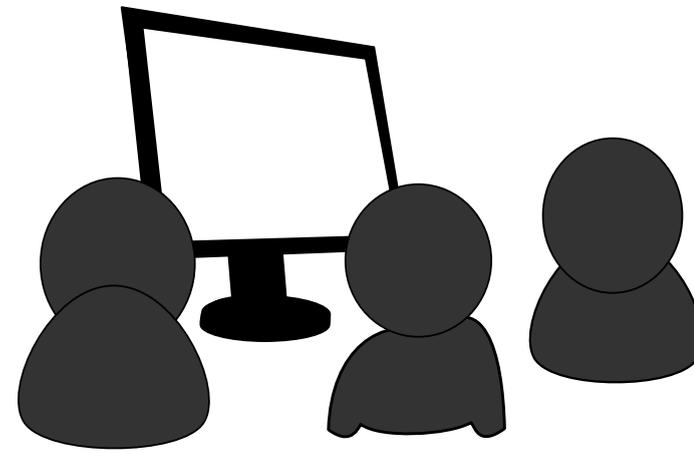
Vorträge



- etwa 45 Minuten **Vortrag**
(zu zweit etwa 60 Minuten)
- anschließend / währenddessen **Diskussion / Interaktion**
(Übungsaufgaben, interaktive Beispiele, Besprechung offener Probleme, etc.) (geht nicht in die Zeit ein)

Ideen aus der Diskussion in die Ausarbeitung mitaufnehmen!

Vorträge



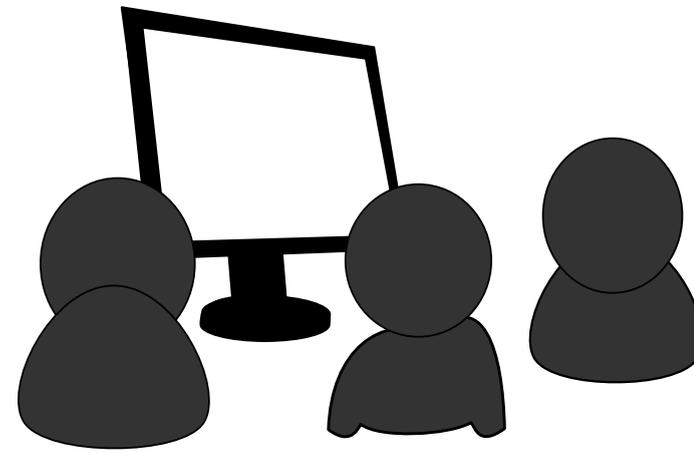
- etwa 45 Minuten **Vortrag**
(zu zweit etwa 60 Minuten)
- anschließend / währenddessen **Diskussion / Interaktion**
(Übungsaufgaben, interaktive Beispiele, Besprechung offener Probleme, etc.) (geht nicht in die Zeit ein)

Ideen aus der Diskussion in die Ausarbeitung mitaufnehmen!

Vorbesprechungen (verpflichtend):

- **Drei** Wochen vor dem eigenen Vortrag:
Besprechung der **Inhaltsübersicht** mit eurer BetreuerIn

Vorträge



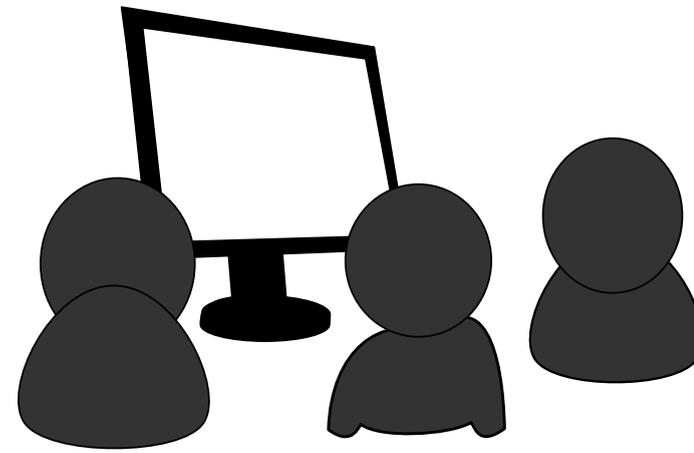
- etwa 45 Minuten **Vortrag**
(zu zweit etwa 60 Minuten)
- anschließend / währenddessen **Diskussion / Interaktion**
(Übungsaufgaben, interaktive Beispiele, Besprechung offener Probleme, etc.) (geht nicht in die Zeit ein)

Ideen aus der Diskussion in die Ausarbeitung mitaufnehmen!

Vorbesprechungen (verpflichtend):

- **Drei** Wochen vor dem eigenen Vortrag:
Besprechung der **Inhaltsübersicht** mit eurer BetreuerIn
- **Zwei** Wochen vor dem Vortrag:
Besprechung eurer **Folien** mit eurer BetreuerIn

Vorträge



- etwa 45 Minuten **Vortrag**
(zu zweit etwa 60 Minuten)
- anschließend / währenddessen **Diskussion / Interaktion**
(Übungsaufgaben, interaktive Beispiele, Besprechung offener Probleme, etc.) (geht nicht in die Zeit ein)

Ideen aus der Diskussion in die Ausarbeitung mitaufnehmen!

Vorbesprechungen (verpflichtend):

- **Drei Wochen** vor dem eigenen Vortrag:
Besprechung der **Inhaltsübersicht** mit eurer BetreuerIn
- **Zwei Wochen** vor dem Vortrag:
Besprechung eurer **Folien** mit eurer BetreuerIn

**Diese Termine sind strikt
(außer für den 1. Vortrag)!**

Ausarbeitung

- alleine 7–9, zu zweit 11–13 Seiten;



Ausarbeitung

- alleine 7–9, zu zweit 11–13 Seiten;

Wie schon beim Vortrag gilt auch hier:

Das reicht i.d.R. nicht um alles im Detail zu beschreiben!

→ wesentliche Teile identifizieren und ausführlich behandeln, unwesentliche Teile skizzieren



Ausarbeitung

- alleine 7–9, zu zweit 11–13 Seiten;

Wie schon beim Vortrag gilt auch hier:

Das reicht i.d.R. nicht um alles im Detail zu beschreiben!

- wesentliche Teile identifizieren und ausführlich behandeln, unwesentliche Teile skizzieren

Ausnahme: Einige Themen sind weniger umfangreich.

- durch geeignete eigene Inhalte erweitern

(siehe nächste Folie)



Ausarbeitung

- alleine 7–9, zu zweit 11–13 Seiten;

Wie schon beim Vortrag gilt auch hier:

Das reicht i.d.R. nicht um alles im Detail zu beschreiben!

→ wesentliche Teile identifizieren und ausführlich behandeln, unwesentliche Teile skizzieren

Ausnahme: Einige Themen sind weniger umfangreich.

→ durch geeignete eigene Inhalte erweitern

(siehe nächste Folie)

In jedem Fall sollen die 7–9 / 11–13 Seiten stimmig ausgefüllt werden.



Ausarbeitung

- alleine 7–9, zu zweit 11–13 Seiten;
Abbildungen sind hilfreich!



Ausarbeitung

- alleine 7–9, zu zweit 11–13 Seiten;
Abbildungen sind hilfreich! (und gehen nicht in das Seitenlimit ein)



Ausarbeitung

Bitte Vektorgrafiken, keine Bitmaps!

- alleine 7–9, zu zweit 11–13 Seiten;
Abbildungen sind hilfreich! (und gehen nicht in das Seitenlimit ein)



Ausarbeitung

Bitte Vektorgrafiken, keine Bitmaps!

- alleine 7–9, zu zweit 11–13 Seiten;
Abbildungen sind hilfreich! (und gehen nicht in das Seitenlimit ein)
- **keine reine Zusammenfassung** des Artikels; wir erwarten einen **eigenen Beitrag**. Z.B. manche Resultate weglassen, andere Beweise ausführlicher, offene Probleme diskutieren, eigene Literaturrecherche & Material aus angrenzender Literatur, Verbindungen zu anderen Vortragsthemen etc.



Ausarbeitung

Bitte Vektorgrafiken, keine Bitmaps!

- alleine 7–9, zu zweit 11–13 Seiten;
Abbildungen sind hilfreich! (und gehen nicht in das Seitenlimit ein)
- **keine reine Zusammenfassung** des Artikels; wir erwarten einen **eigenen Beitrag**. Z.B. manche Resultate weglassen, andere Beweise ausführlicher, offene Probleme diskutieren, eigene Literaturrecherche & Material aus angrenzender Literatur, Verbindungen zu anderen Vortragsthemen etc.
- L^AT_EX-Vorlage



Ausarbeitung

Bitte Vektorgrafiken, keine Bitmaps!

- alleine 7–9, zu zweit 11–13 Seiten;
Abbildungen sind hilfreich! (und gehen nicht in das Seitenlimit ein)
- **keine reine Zusammenfassung** des Artikels; wir erwarten einen **eigenen Beitrag**. Z.B. manche Resultate weglassen, andere Beweise ausführlicher, offene Probleme diskutieren, eigene Literaturrecherche & Material aus angrenzender Literatur, Verbindungen zu anderen Vortragsthemen etc.
- L^AT_EX-Vorlage
- **Vorabversion** der Ausarbeitung bis spätestens 2 Wochen nach dem eigenen Vortrag abgeben, um Feedback zu erhalten (freiwillig)



Bestehen & Bewertung

Voraussetzungen für das Bestehen des Seminars

- Halten einer Präsentation zum gewählten Thema
- Anfertigen einer Ausarbeitung
- Anwesenheit bei den anderen Vorträgen
- Einmaliges Fehlen ist erlaubt
- Teilnahme an den Diskussionen

Bestehen & Bewertung

Voraussetzungen für das Bestehen des Seminars

- Halten einer Präsentation zum gewählten Thema
- Anfertigen einer Ausarbeitung
- Anwesenheit bei den anderen Vorträgen
- Einmaliges Fehlen ist erlaubt
- Teilnahme an den Diskussionen

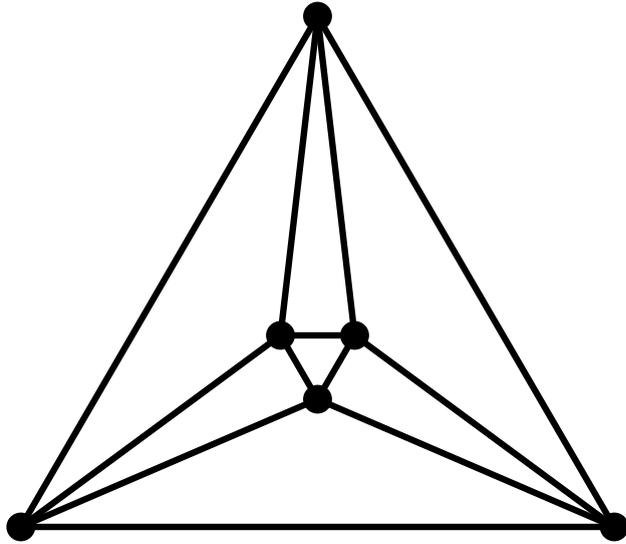
Bewertung

- Vortrag (Inhalte, Gestaltung der Folien, Verständlichkeit, Interaktivität)
- Ausarbeitung (Inhalte, roter Faden, sprachliche Darstellung, Rechtschreibung, eigener Beitrag)
- 50 : 50

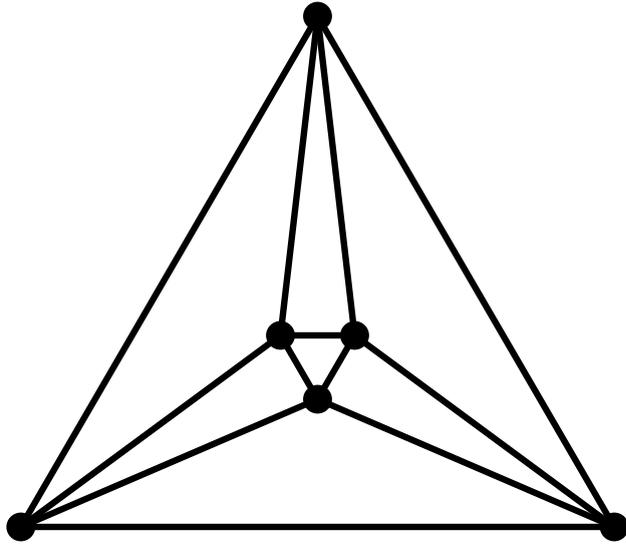
Themenübersicht

1. Global and local edge-length ratios of planar straight line graph drawings
2. Recognition Complexity of Subgraphs of 2- and 3-Connected Planar Cubic Graphs
3. Revisting ILP Models for Exact Crossing Minimization in Storyline Drawings
4. Boundary Labeling in a Circular Orbit
5. The Parameterized Complexity of Extending Stack Layouts
6. Parameterized Complexity of Simultaneous Planarity
7. Uncrossed Number of Graphs
8. Improving the Crossing Lemma
9. The Density Formula
10. Induced Matchings in Subcubic Graphs
11. Paired Approximation Problems
12. Kuratowski's Theorem
13. Efficient Exact Algorithms on Planar Graphs: Exploiting Sphere Cut Decompositions
14. Solving 2-SAT in Linear Time

1. Global and Local Edge-Length Ratios

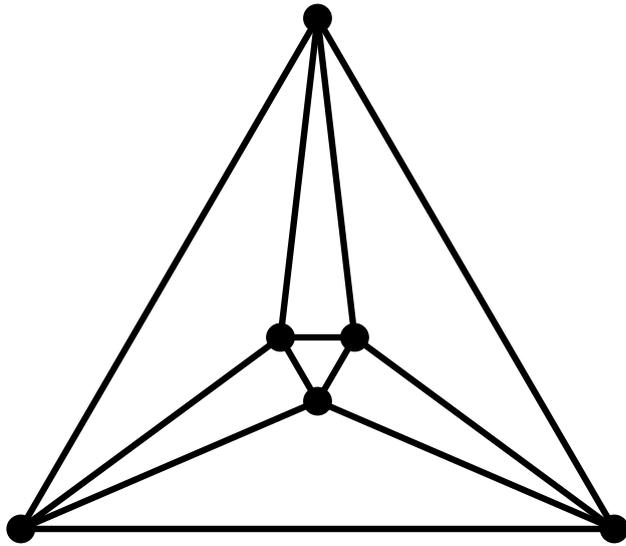


1. Global and Local Edge-Length Ratios



Is this a “good” graph drawing?

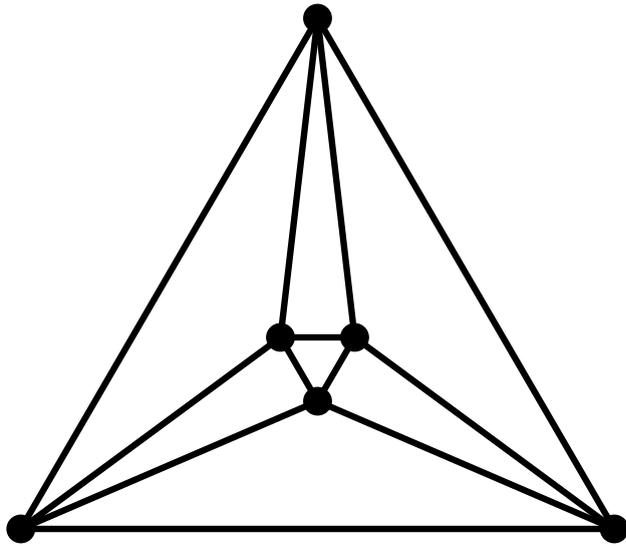
1. Global and Local Edge-Length Ratios



Is this a “good” graph drawing?

Yes, it has no crossings.

1. Global and Local Edge-Length Ratios

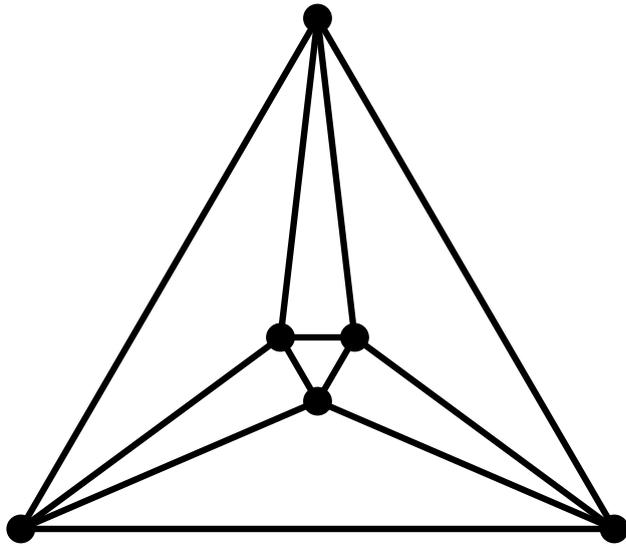


Is this a “good” graph drawing?

Yes, it has no crossings.

Yes, it is symmetric.

1. Global and Local Edge-Length Ratios



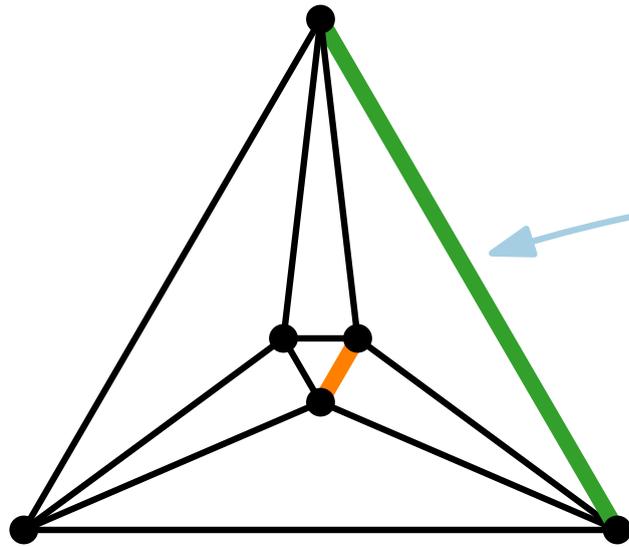
Is this a “good” graph drawing?

Yes, it has no crossings.

Yes, it is symmetric.

No, it has a bad edge-length ratio.

1. Global and Local Edge-Length Ratios



$$\frac{\text{length longest edge}}{\text{length shortest edge}}$$

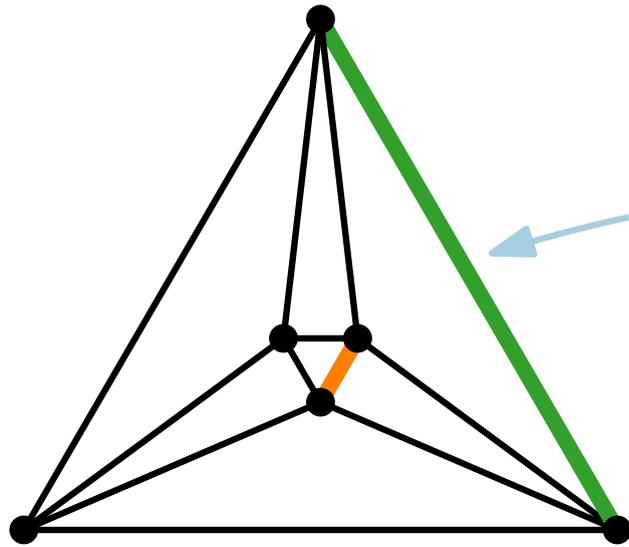
Is this a “good” graph drawing?

Yes, it has no crossings.

Yes, it is symmetric.

No, it has a bad edge-length ratio.

1. Global and Local Edge-Length Ratios



$$\frac{\text{length longest edge}}{\text{length shortest edge}}$$

Is this a “good” graph drawing?

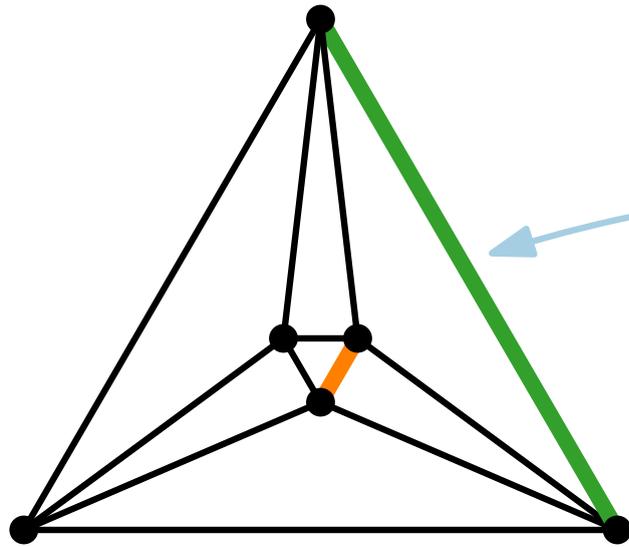
Yes, it has no crossings.

Yes, it is symmetric.

No, it has a bad edge-length ratio.

global

1. Global and Local Edge-Length Ratios



In comparison: **local** edge-length ratio

$$\frac{\text{length longest edge}}{\text{length shortest edge}}$$

Is this a “good” graph drawing?

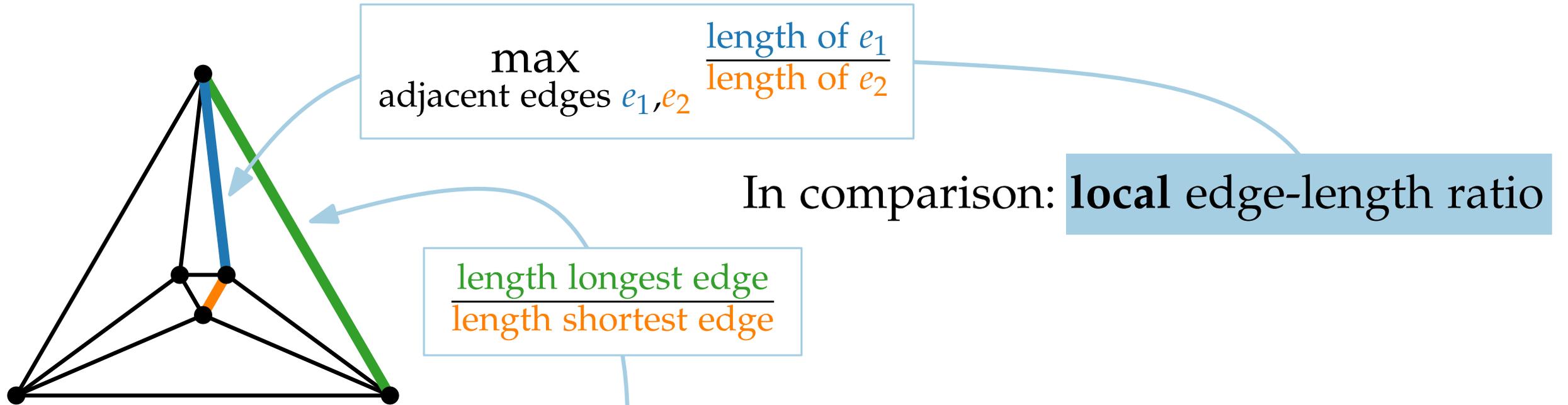
Yes, it has no crossings.

Yes, it is symmetric.

No, it has a bad **edge-length ratio.**

global

1. Global and Local Edge-Length Ratios



Is this a “good” graph drawing?

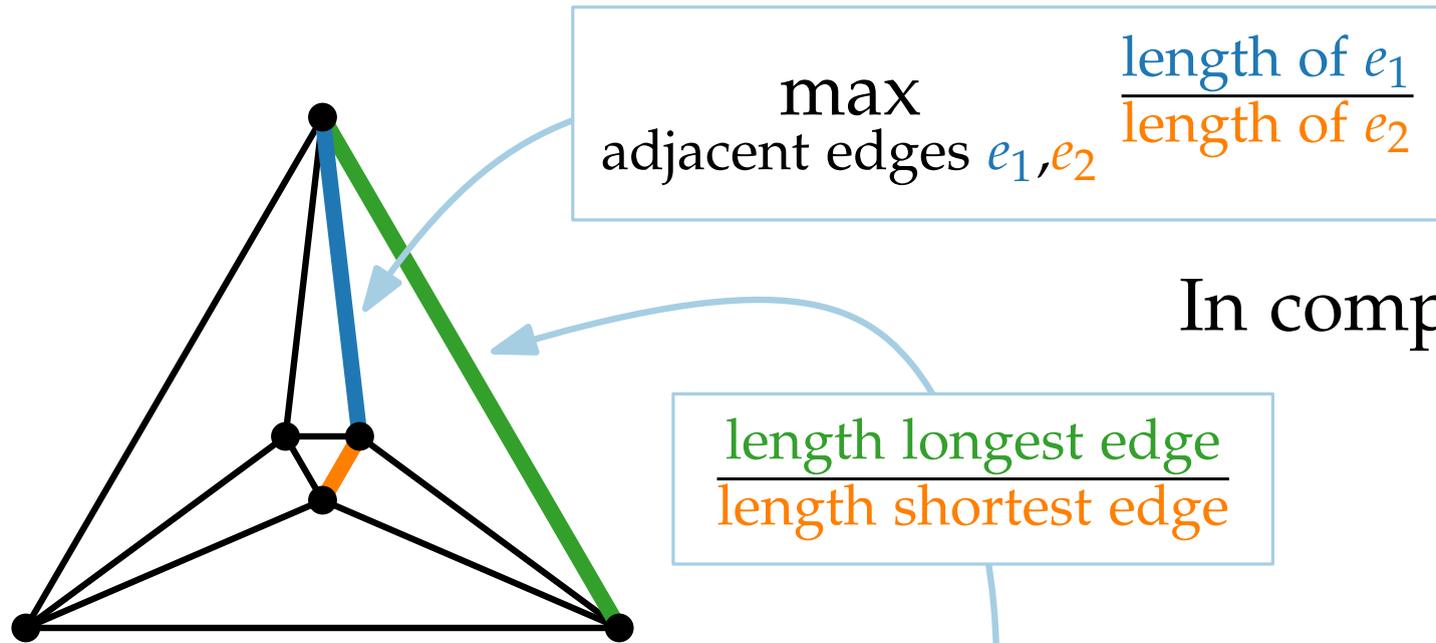
Yes, it has no crossings.

Yes, it is symmetric.

No, it has a bad **edge-length ratio.**

global

1. Global and Local Edge-Length Ratios



In comparison: **local edge-length ratio**

Is this a “good” graph drawing?

Yes, it has no crossings.

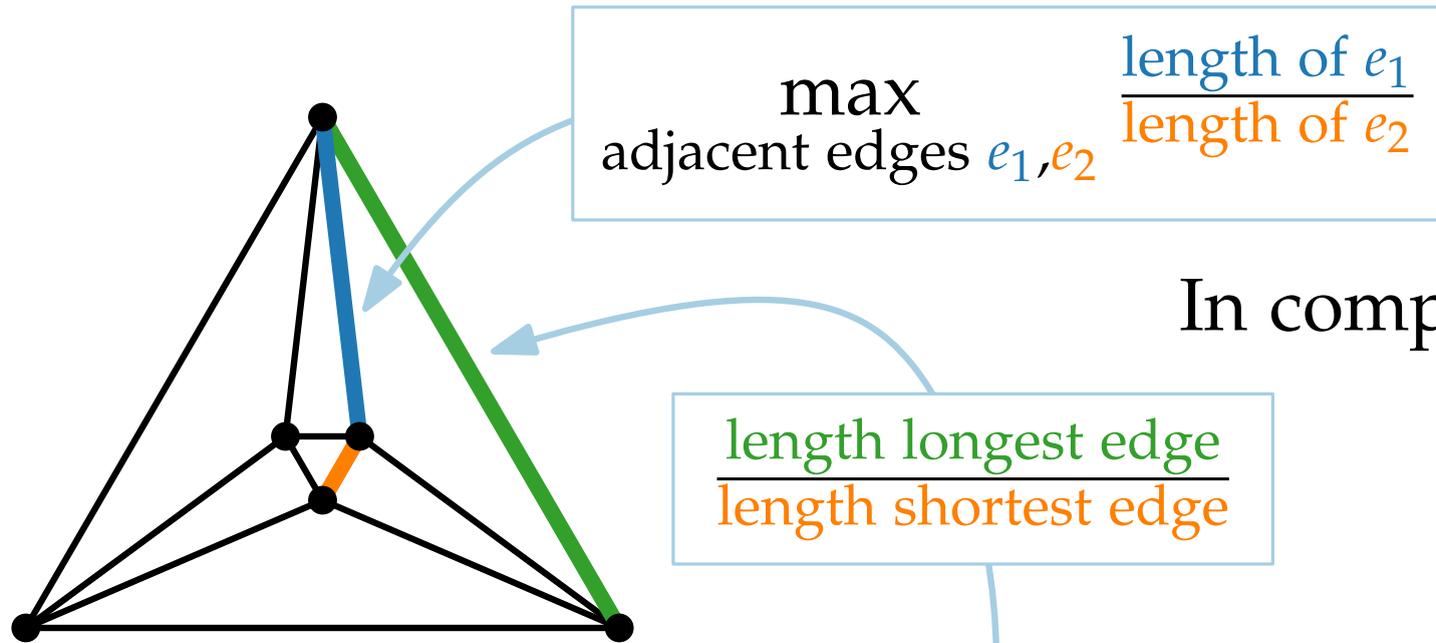
Yes, it is symmetric.

No, it has a bad **edge-length ratio.**

global

What is the (global/local) edge-length ratio of a graph?

1. Global and Local Edge-Length Ratios



$$\max_{\text{adjacent edges } e_1, e_2} \frac{\text{length of } e_1}{\text{length of } e_2}$$

In comparison: **local edge-length ratio**

$$\frac{\text{length longest edge}}{\text{length shortest edge}}$$

Is this a “good” graph drawing?

Yes, it has no crossings.

Yes, it is symmetric.

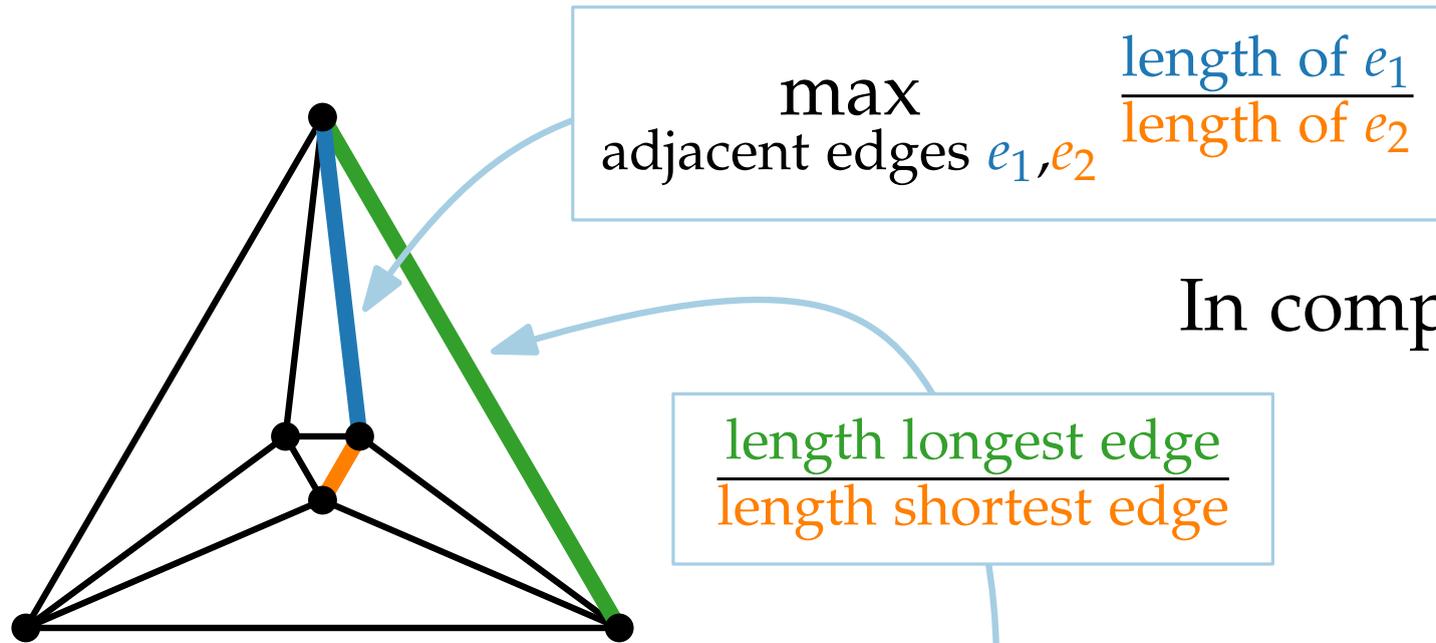
No, it has a bad **edge-length ratio.**

global

What is the (global/local) edge-length ratio of a graph?

How much can the global and the local edge-length ratio of a graph differ?

1. Global and Local Edge-Length Ratios



In comparison: **local edge-length ratio**

Is this a “good” graph drawing?

Yes, it has no crossings.

Yes, it is symmetric.

No, it has a bad **edge-length ratio.**

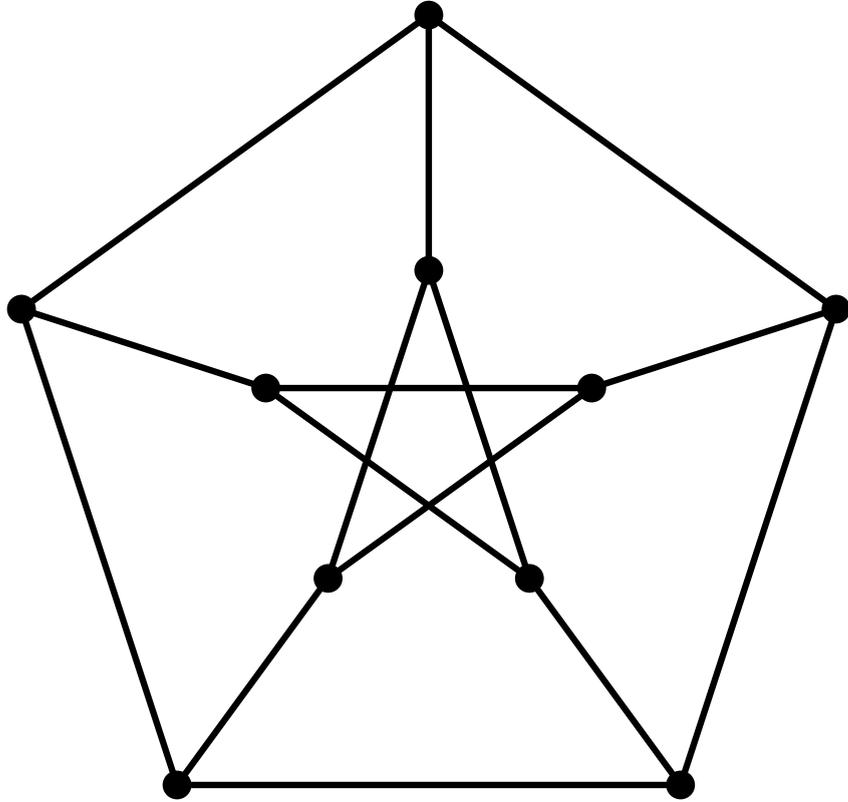
global

What is the (global/local) edge-length ratio of a graph?

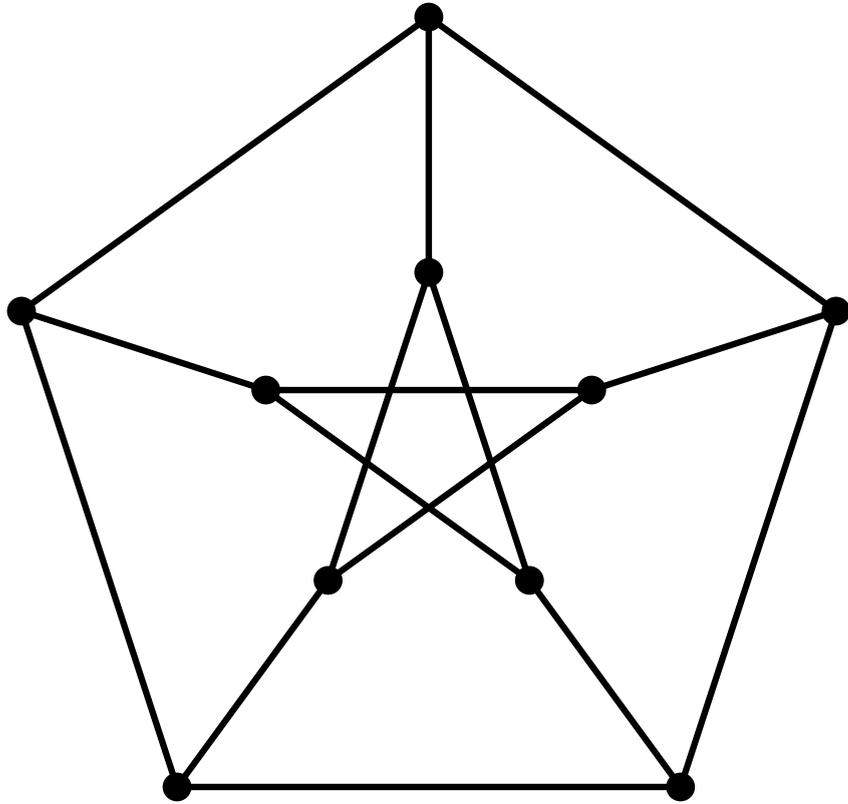
How much can the global and the local edge-length ratio of a graph differ?

...

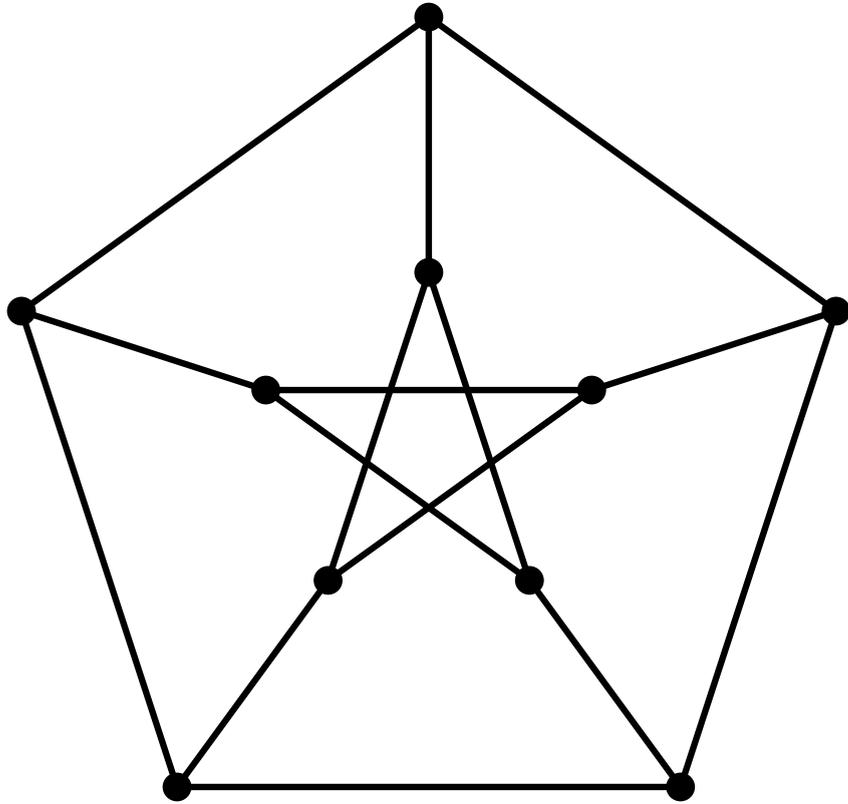
2. Subgraphs of 2- and 3-Connected Planar Cubic Graphs



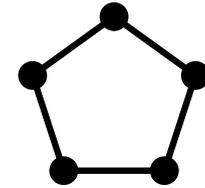
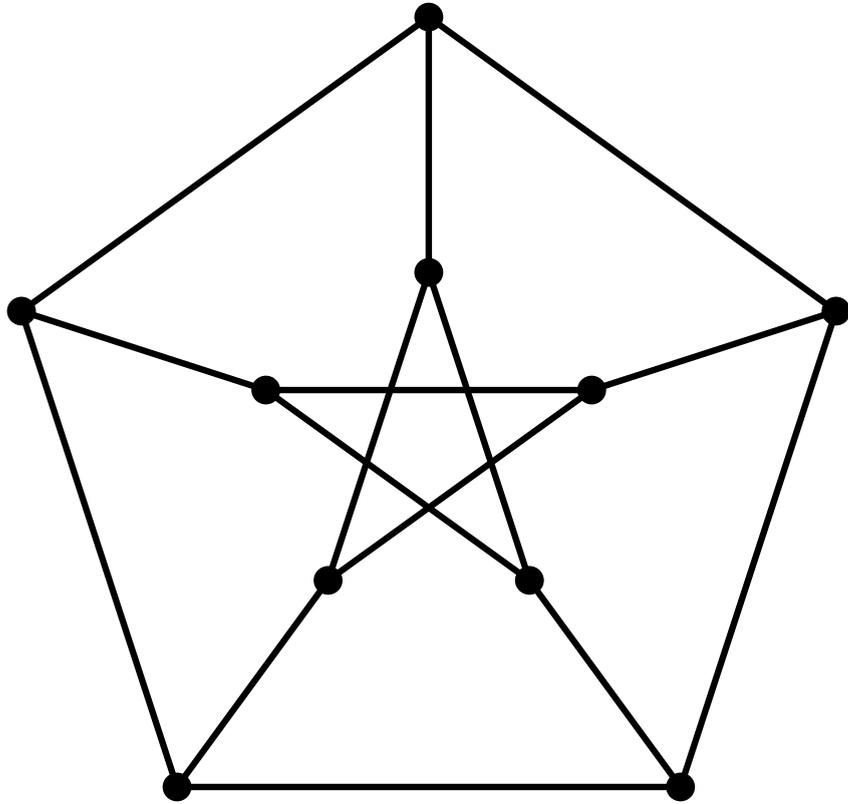
2. Subgraphs of 2- and 3-Connected Planar Cubic Graphs



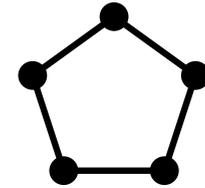
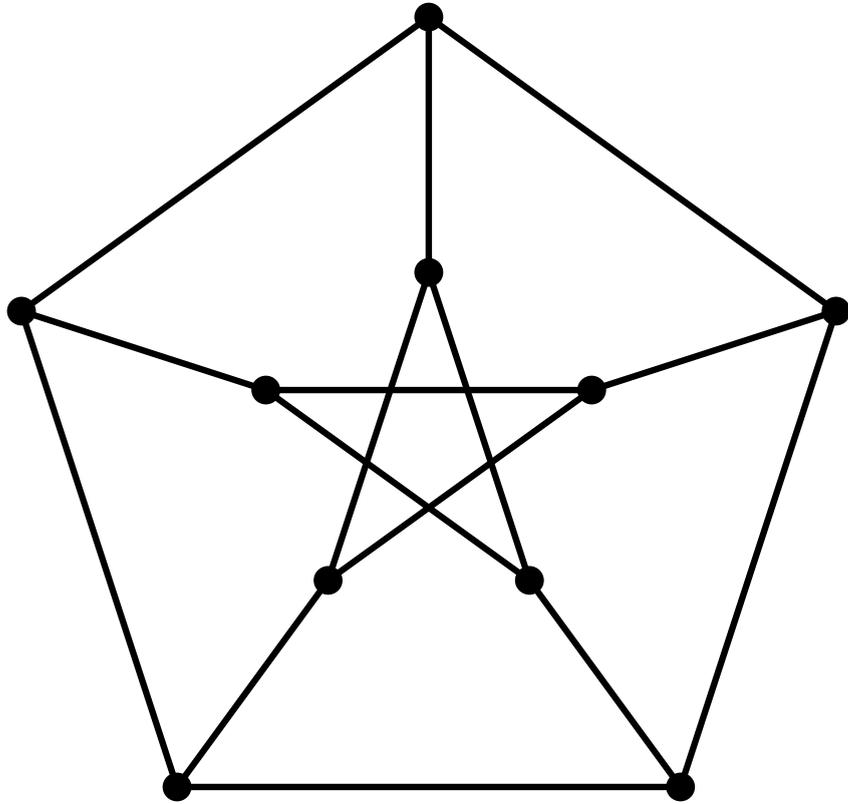
2. Subgraphs of 2- and 3-Connected Planar Cubic Graphs



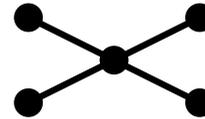
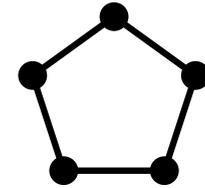
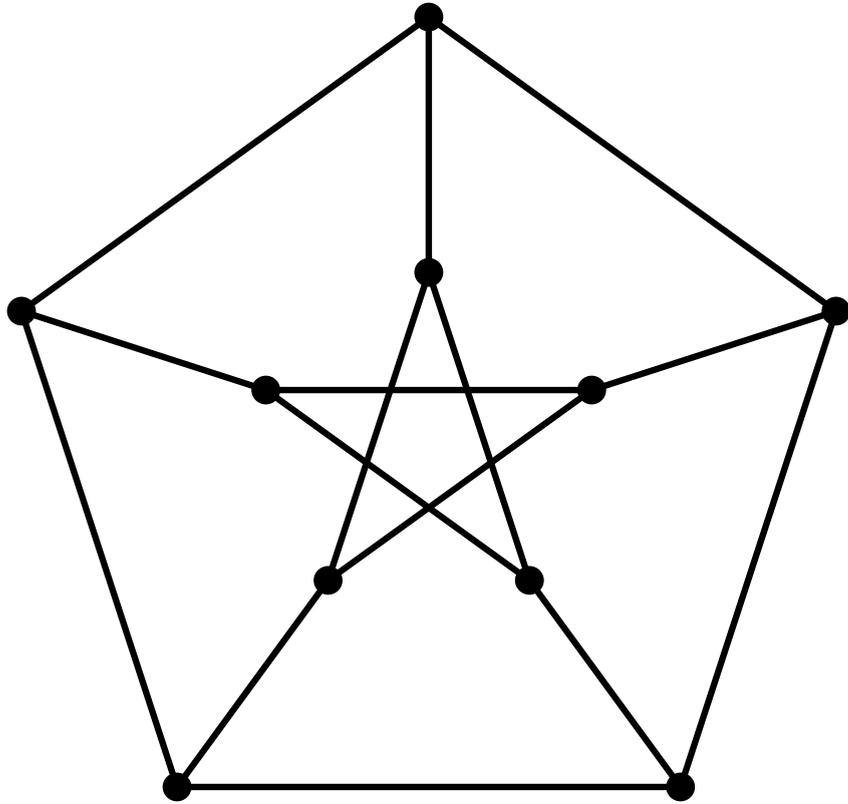
2. Subgraphs of 2- and 3-Connected Planar Cubic Graphs



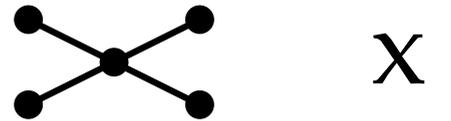
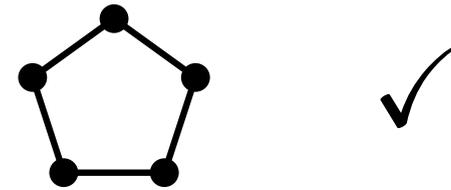
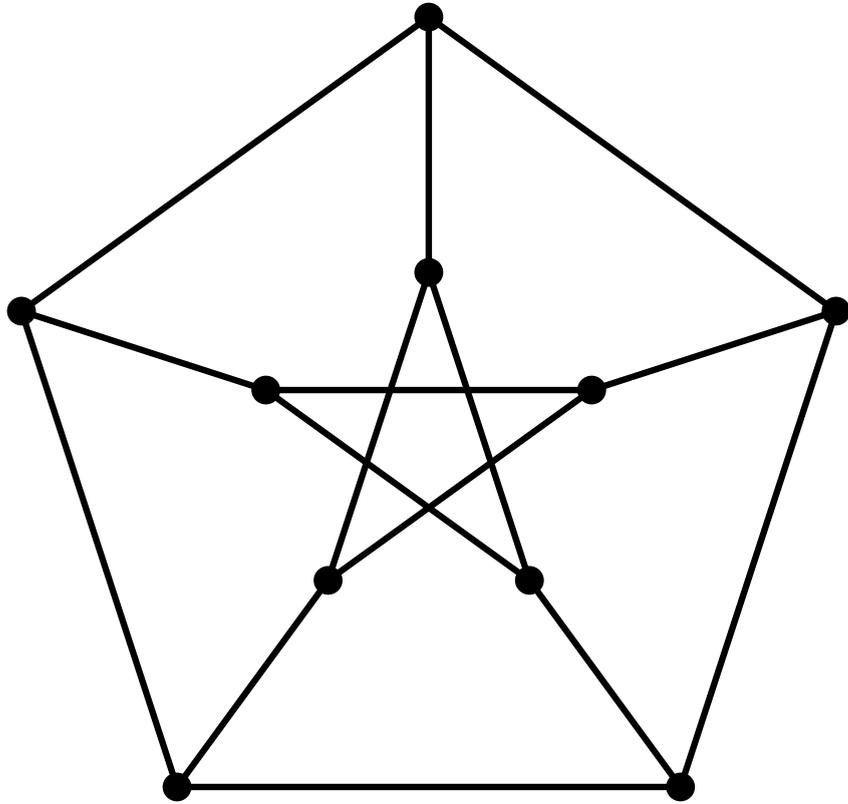
2. Subgraphs of 2- and 3-Connected Planar Cubic Graphs



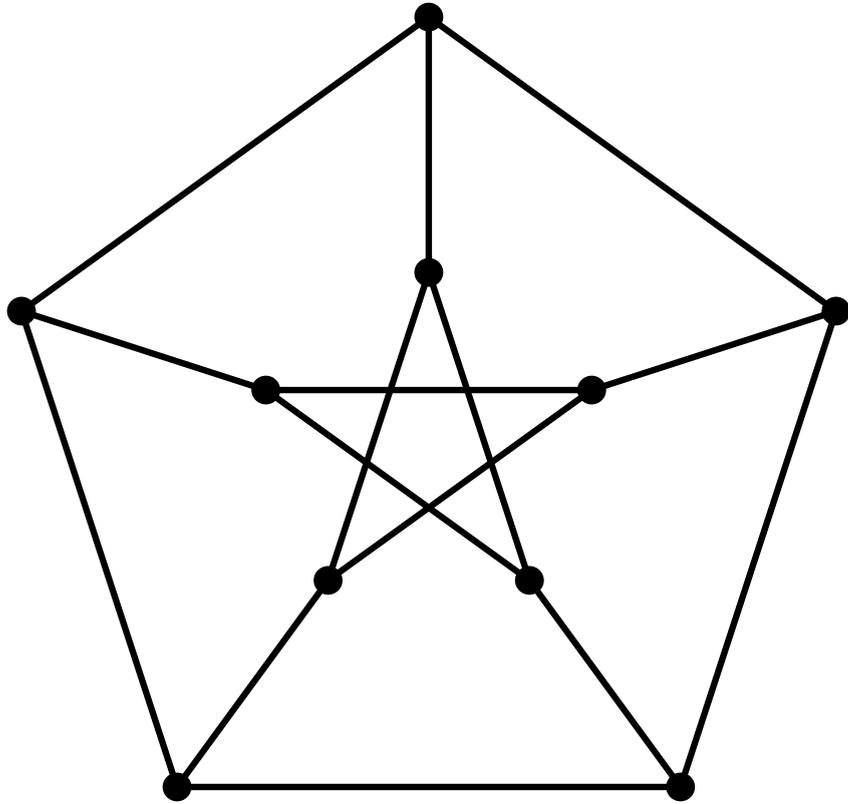
2. Subgraphs of 2- and 3-Connected Planar Cubic Graphs



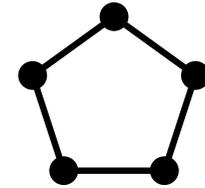
2. Subgraphs of 2- and 3-Connected Planar Cubic Graphs



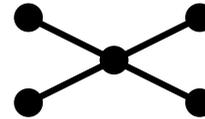
2. Subgraphs of 2- and 3-Connected Planar Cubic Graphs



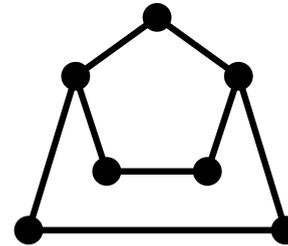
✓



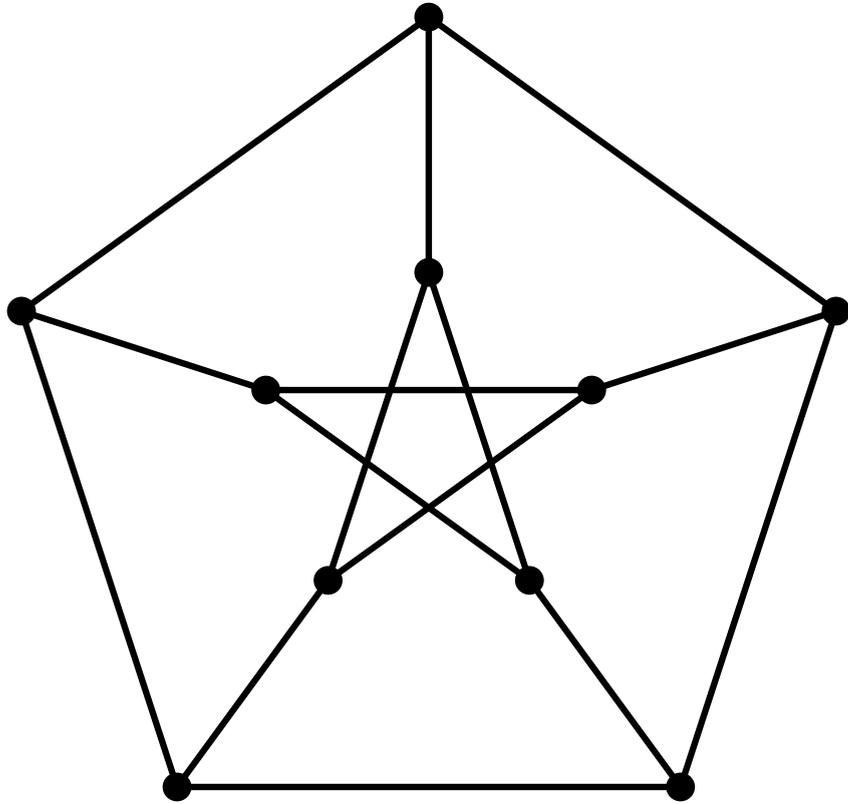
✓



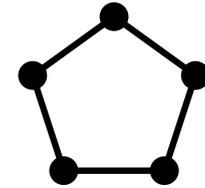
X



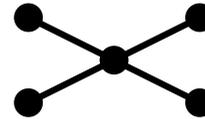
2. Subgraphs of 2- and 3-Connected Planar Cubic Graphs



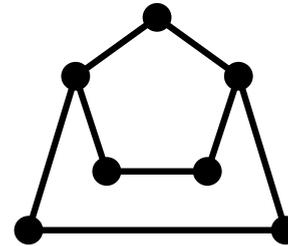
✓



✓



X



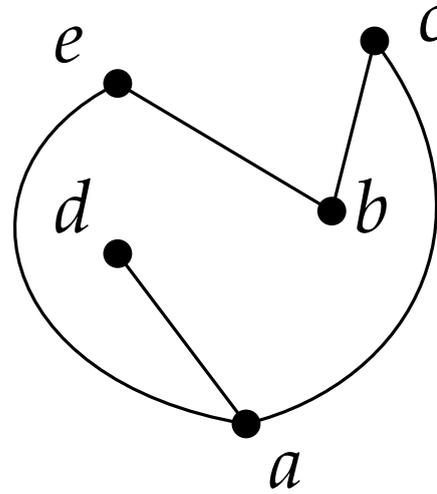
?

3. Revisting ILP Models for Exact Crossing Minimization

4. Boundary Labeling in a Circular Orbit (Tim)

5. The Parameterized Complexity of Stack Layouts

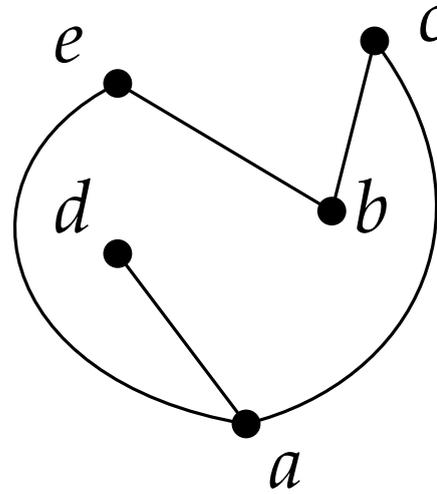
Given: A graph G and an integer $\ell > 0$



$$\ell = 2$$

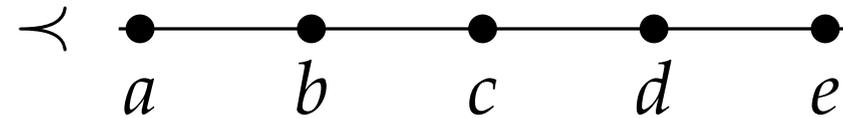
5. The Parameterized Complexity of Stack Layouts

Given: A graph G and an integer $\ell > 0$



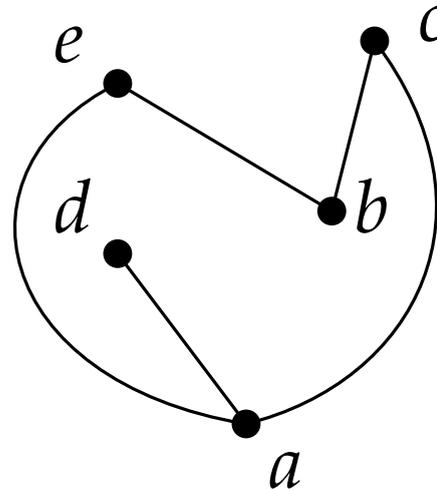
$$\ell = 2$$

Want: linear order \prec of vertices $V(G)$



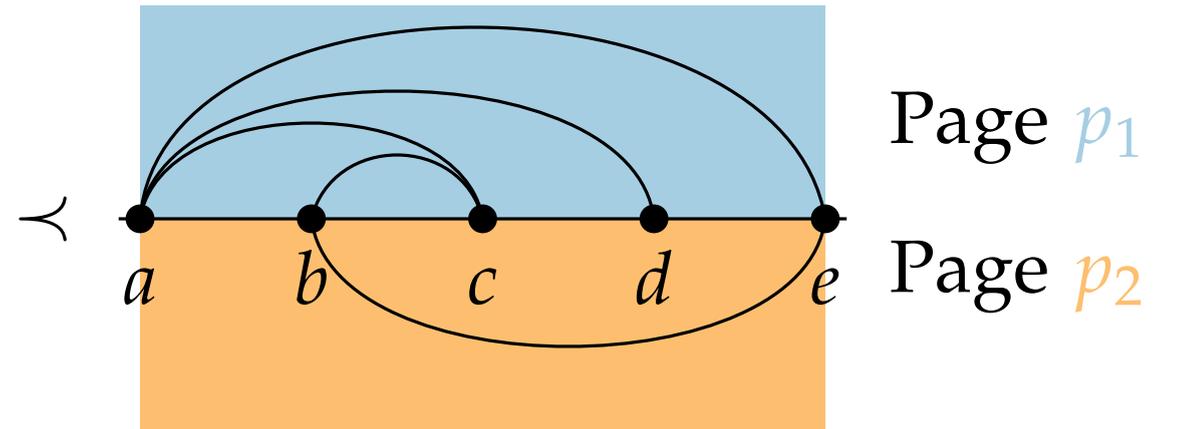
5. The Parameterized Complexity of Stack Layouts

Given: A graph G and an integer $\ell > 0$



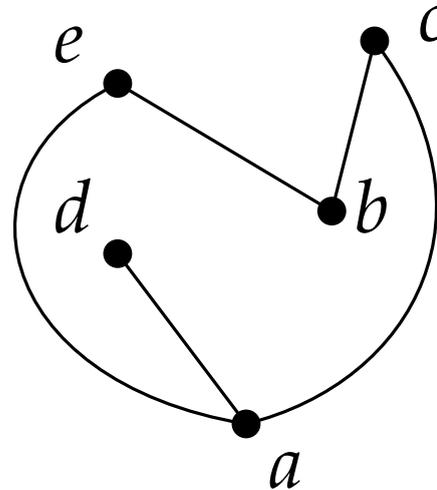
$\ell = 2$

Want: linear order \prec of vertices $V(G)$
page assignment $\sigma: E \rightarrow [\ell]$



5. The Parameterized Complexity of Stack Layouts

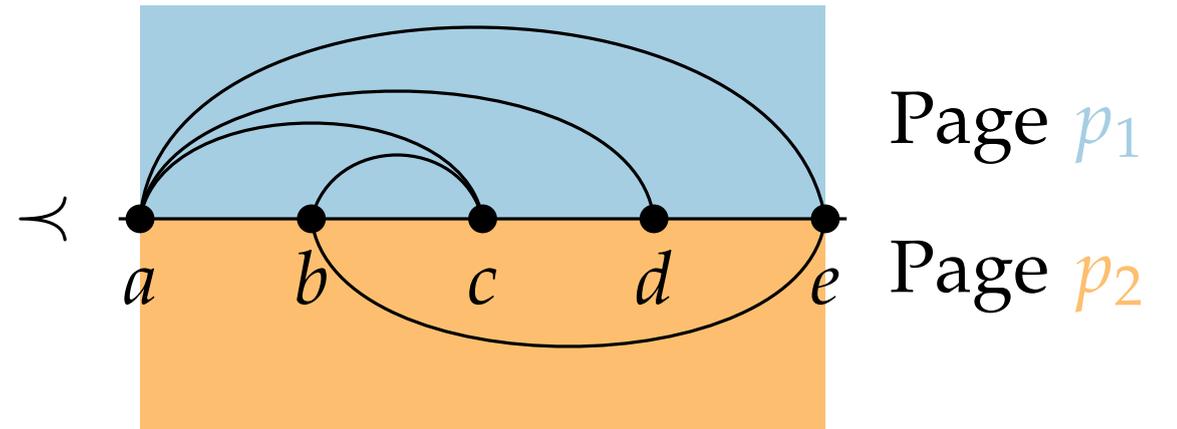
Given: A graph G and an integer $\ell > 0$



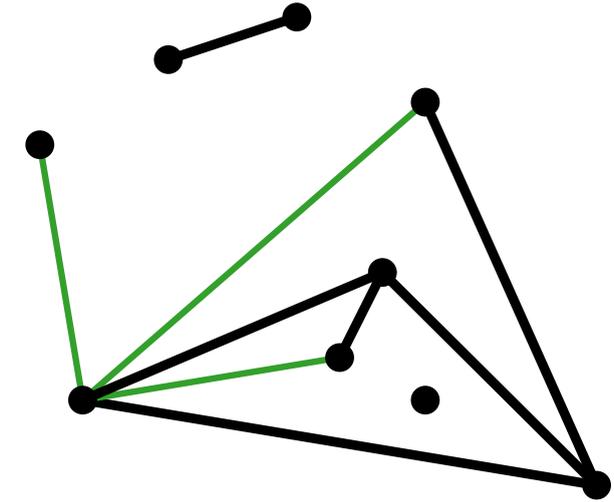
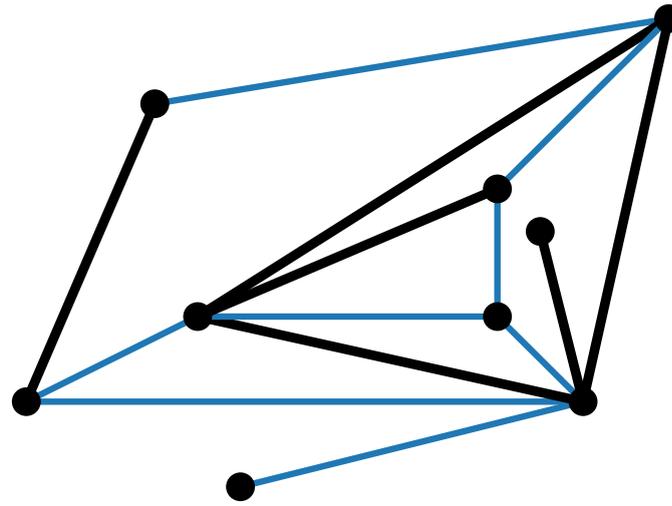
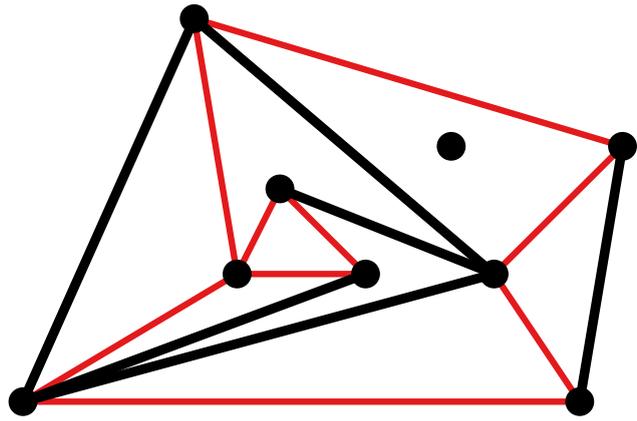
$\ell = 2$

Want: linear order \prec of vertices $V(G)$
page assignment $\sigma: E \rightarrow [\ell]$

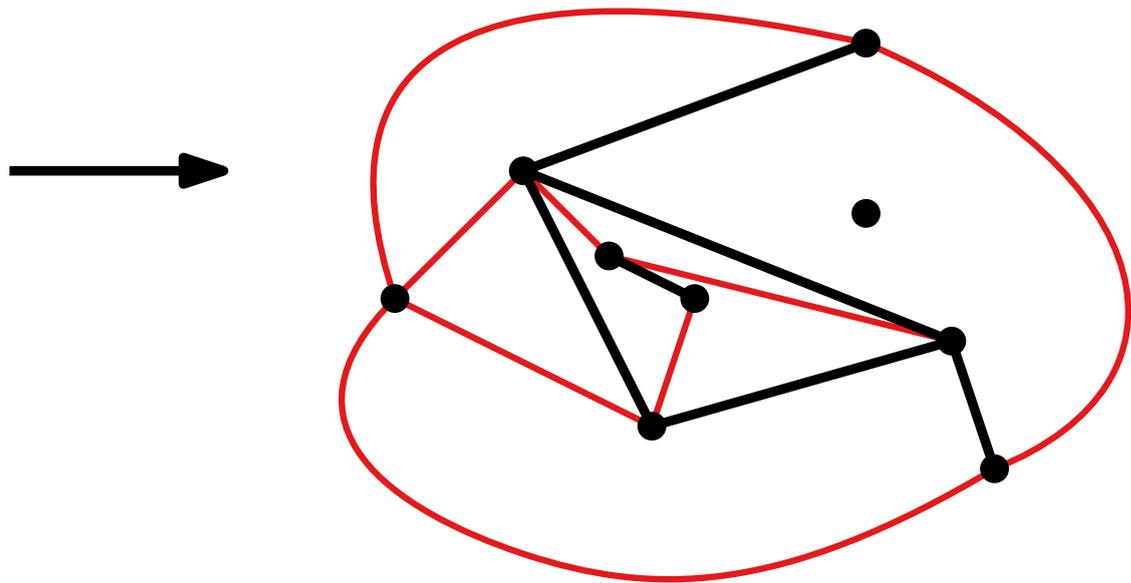
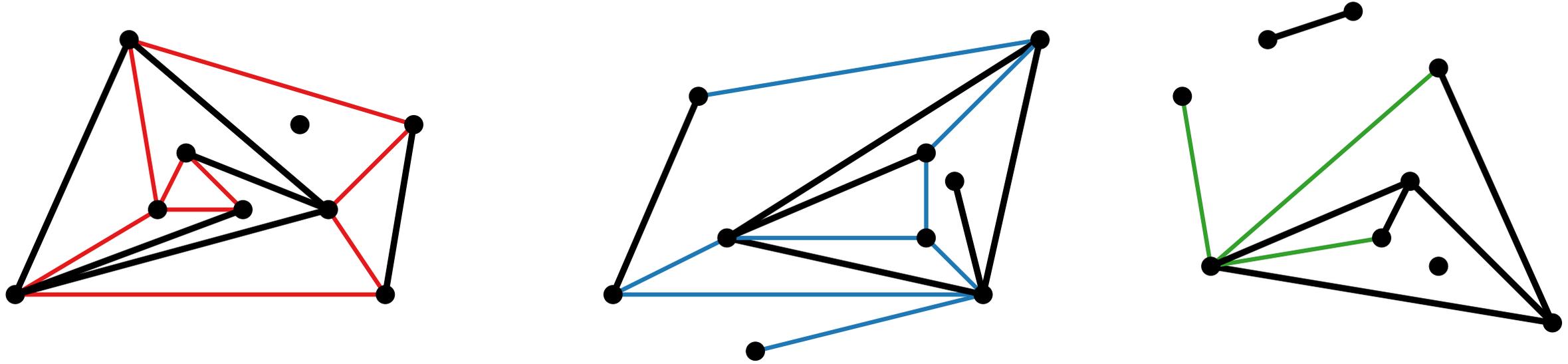
Parameterized Complexity
of **extending** a stack layout?



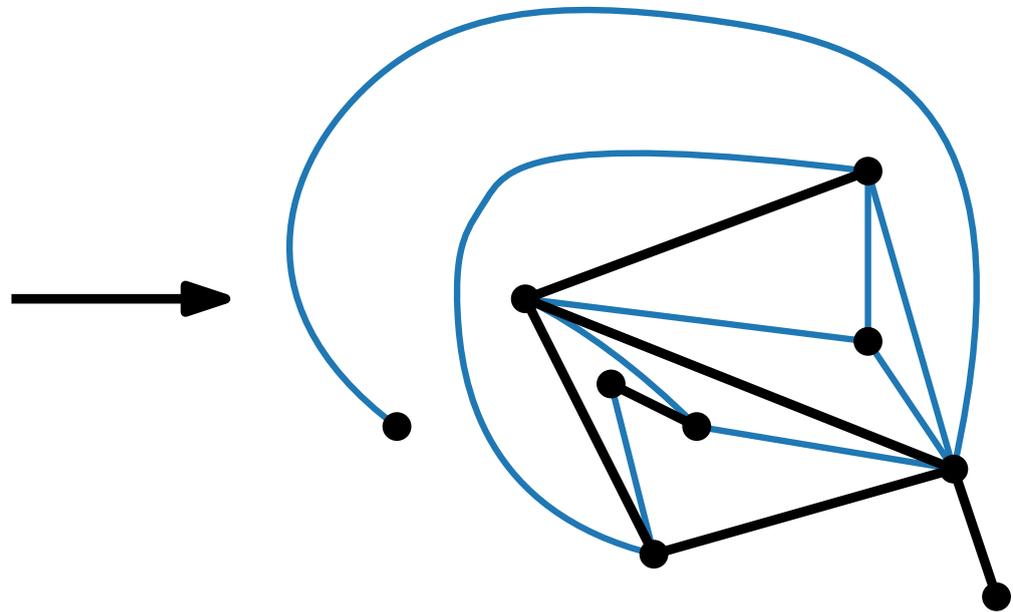
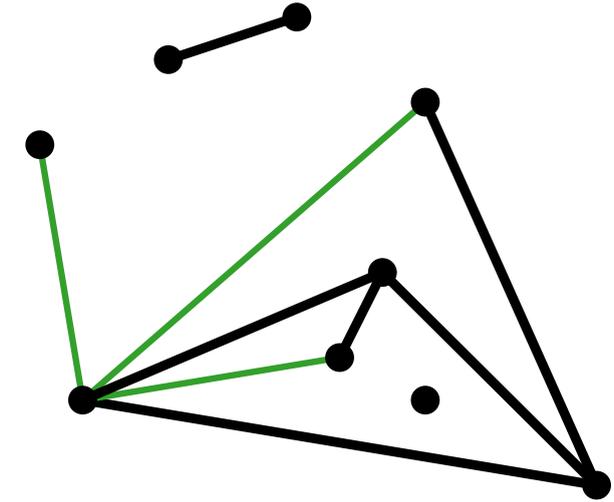
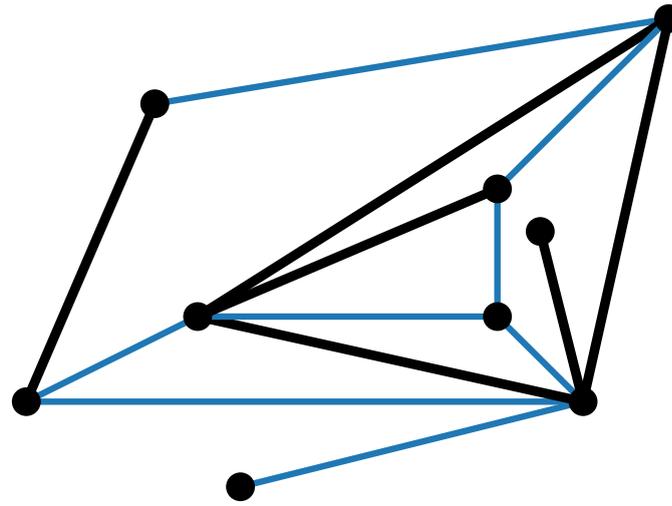
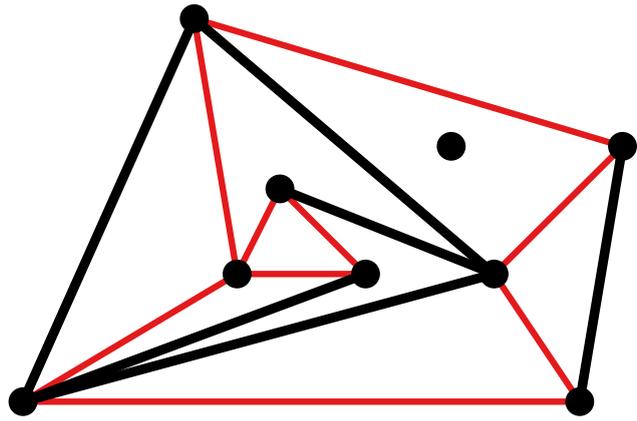
6. Parameterized Complexity of Simultaneous Planarity



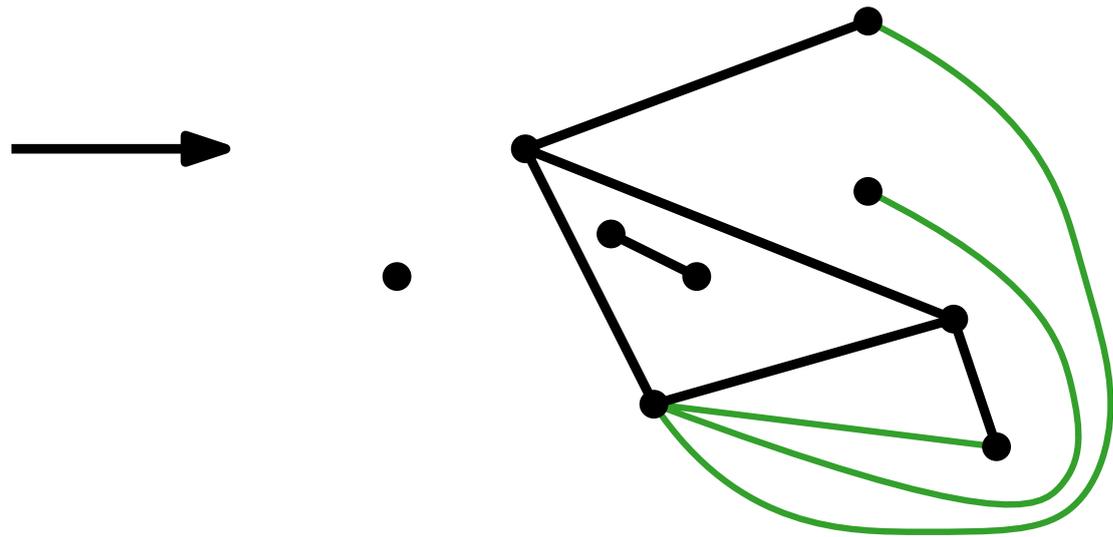
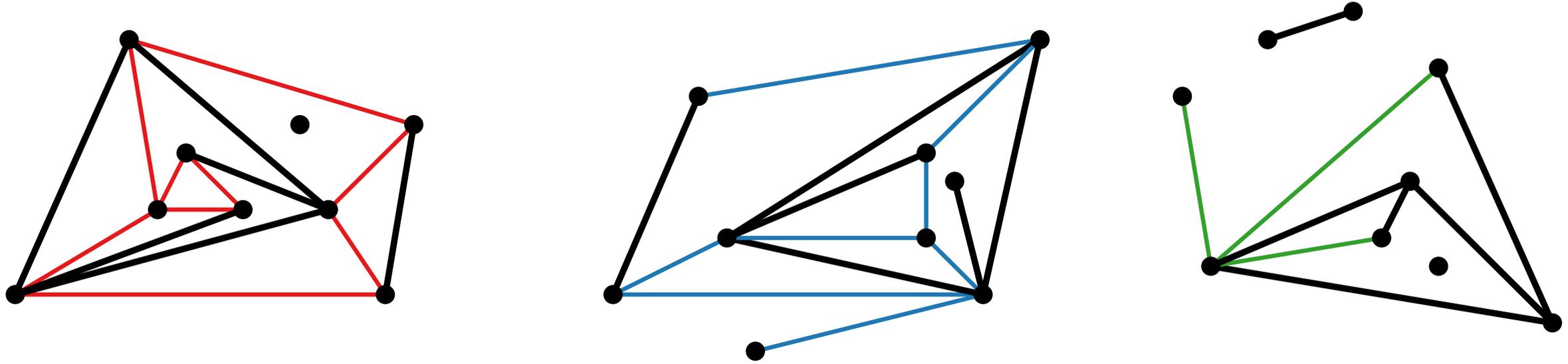
6. Parameterized Complexity of Simultaneous Planarity



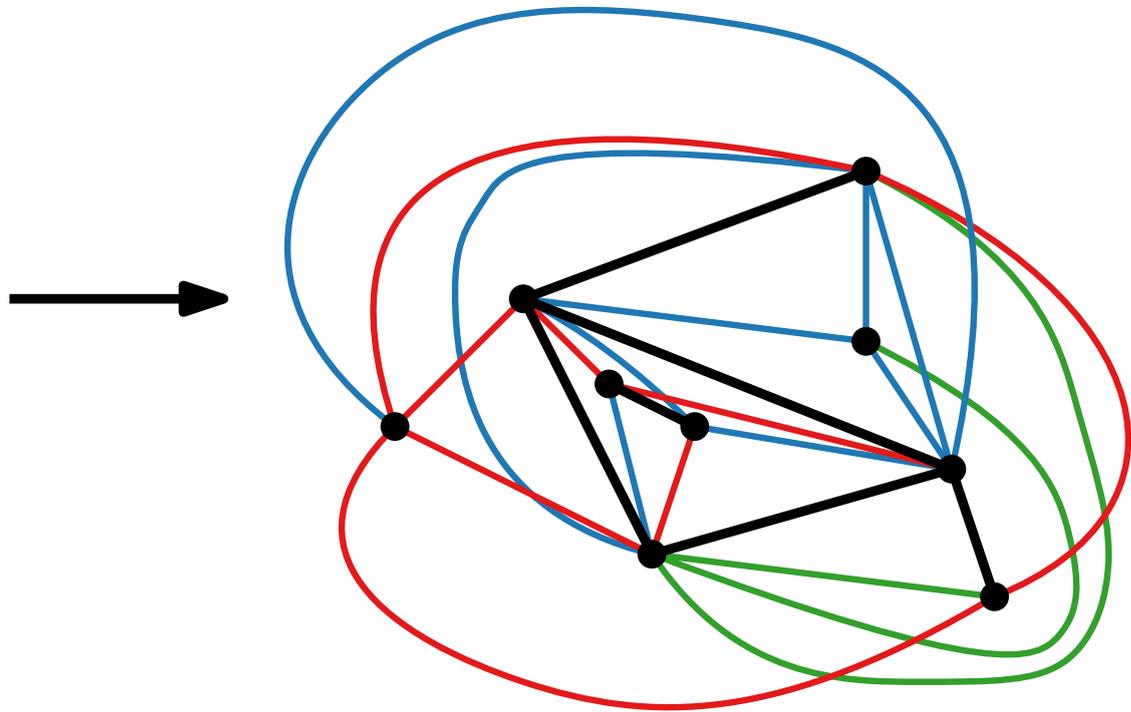
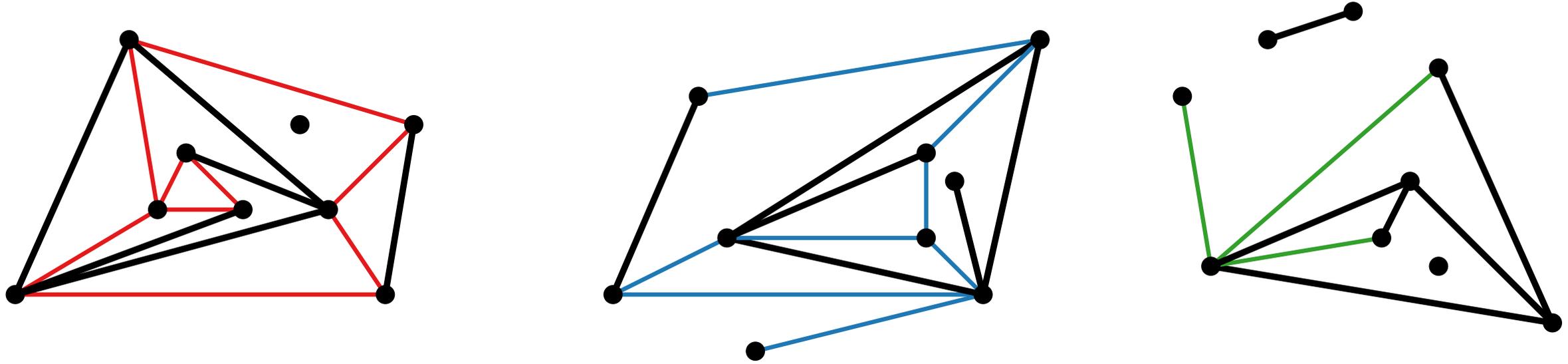
6. Parameterized Complexity of Simultaneous Planarity



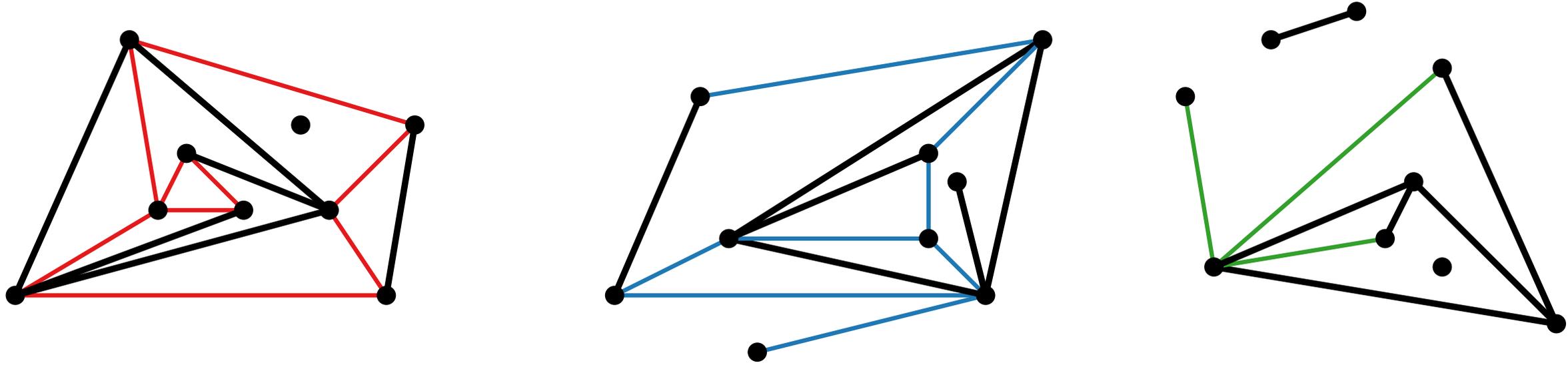
6. Parameterized Complexity of Simultaneous Planarity



6. Parameterized Complexity of Simultaneous Planarity



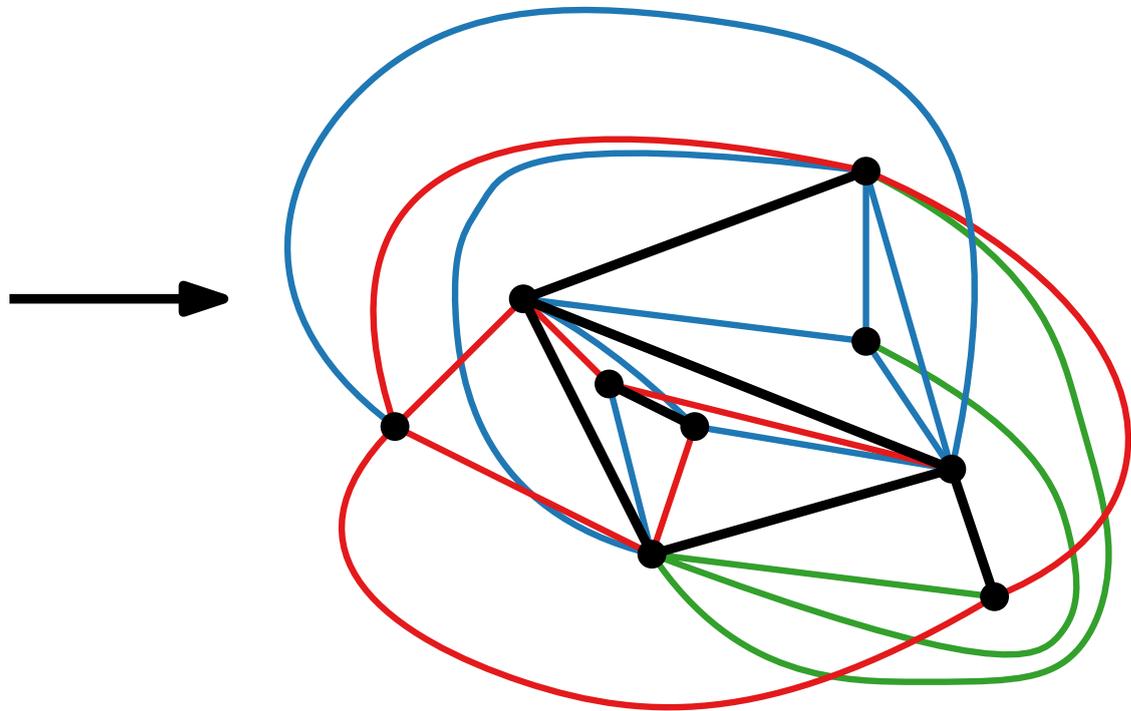
6. Parameterized Complexity of Simultaneous Planarity



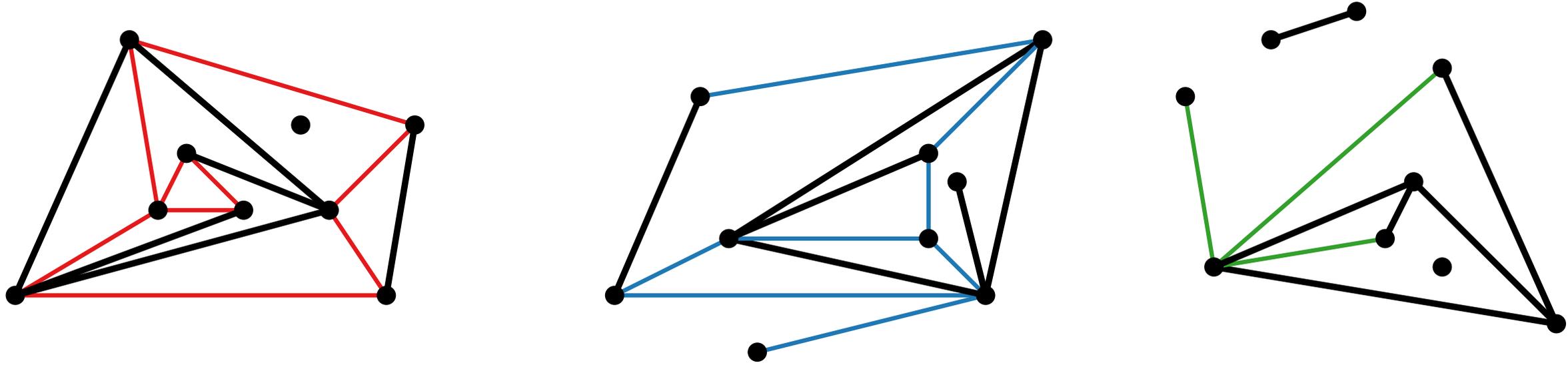
Simultaneous Embedding with Fixed Edges:

Eingabe: k planare Graphen, die sich paarweise überschneiden.

Frage: Können die Graphen simultan planar gezeichnet werden?



6. Parameterized Complexity of Simultaneous Planarity

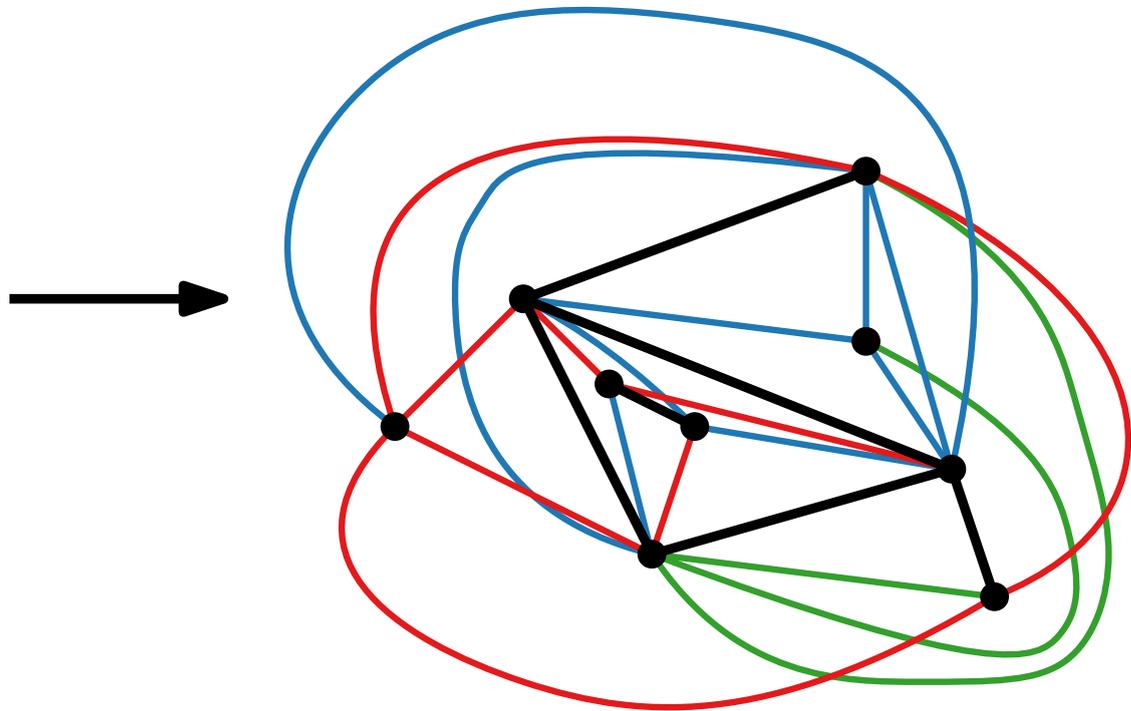


Simultaneous Embedding with Fixed Edges:

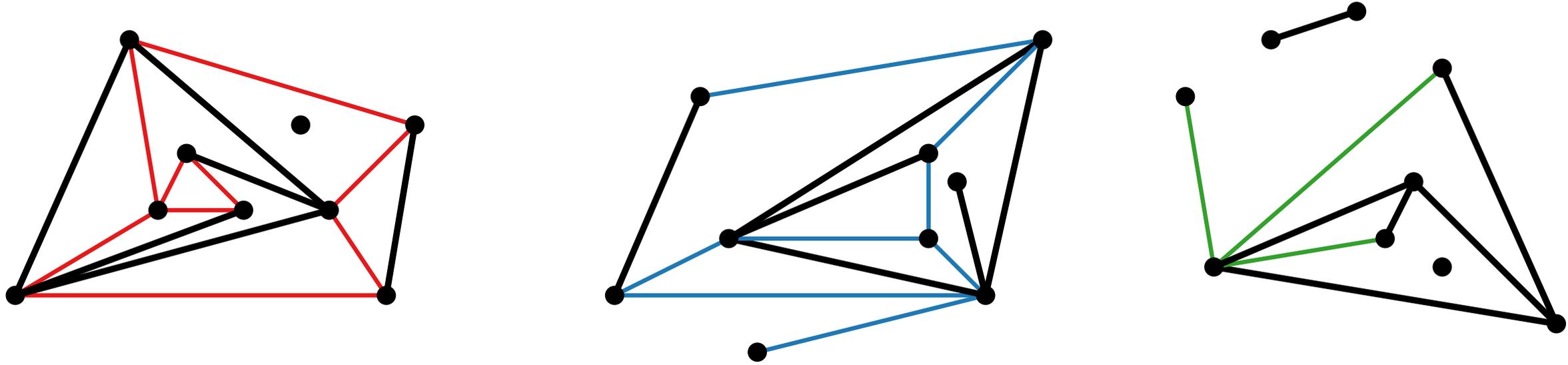
Eingabe: k planare Graphen, die sich paarweise überschneiden.

Frage: Können die Graphen simultan planar gezeichnet werden?

NP-schwer für $k \geq 3$, nicht bekannt für $k = 2$.



6. Parameterized Complexity of Simultaneous Planarity

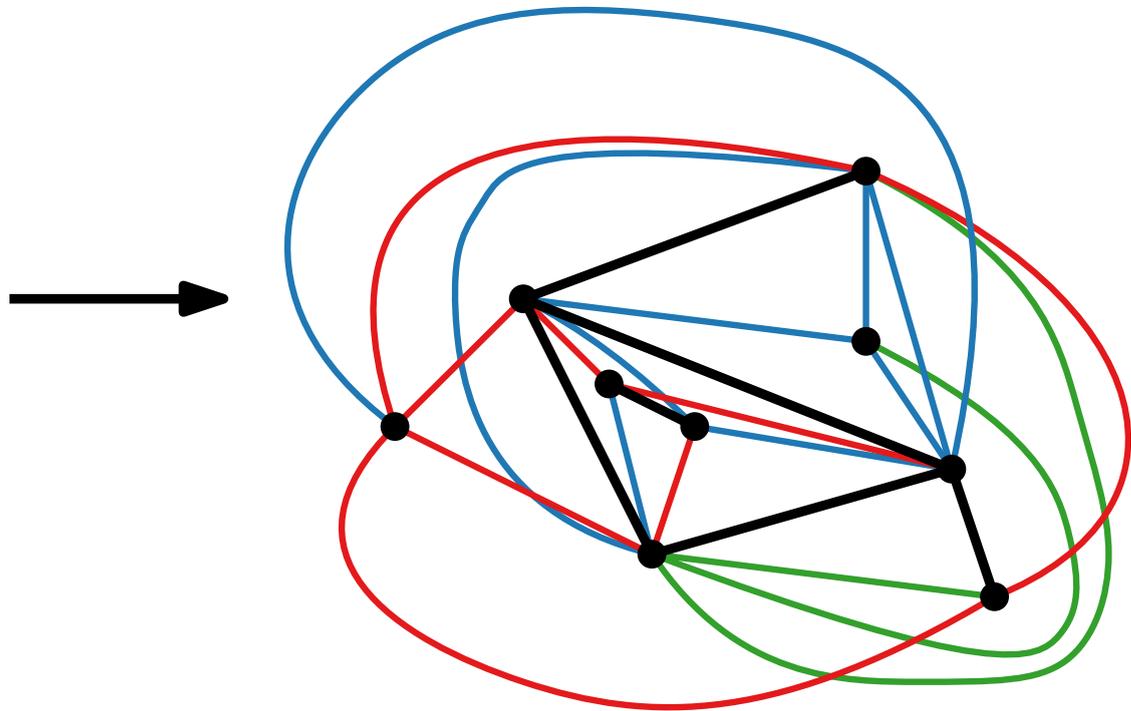


Simultaneous Embedding with Fixed Edges:

Eingabe: k planare Graphen, die sich paarweise überschneiden.

Frage: Können die Graphen simultan planar gezeichnet werden?

In diesem Seminar: **Was ist die parametrisierte Komplexität von SEFE?**



7. Uncrossed Number of Graphs

Unfortunately, not every graph admits a crossing-free drawing in the plane.

7. Uncrossed Number of Graphs

Unfortunately, not every graph admits a crossing-free drawing in the plane.

S1: Take more complex surfaces (torus, double torus,...)

7. Uncrossed Number of Graphs

Unfortunately, not every graph admits a crossing-free drawing in the plane.

S1: Take more complex surfaces (torus, double torus,...)

S2: Partition the edge set into few subsets that admit crossing-free drawings.

7. Uncrossed Number of Graphs

Unfortunately, not every graph admits a crossing-free drawing in the plane.

S1: Take more complex surfaces (torus, double torus,...)

S2: Partition the edge set into few subsets that admit crossing-free drawings.

S3: Draw the graph a few times such that every edge is uncrossed in at least one drawing.

7. Uncrossed Number of Graphs

Unfortunately, not every graph admits a crossing-free drawing in the plane.

S1: Take more complex surfaces (torus, double torus,...)

S2: Partition the edge set into few subsets that admit crossing-free drawings.

S3: Draw the graph a few times such that every edge is uncrossed in at least one drawing.

- Minimize the number of drawings (*uncrossed number*).

7. Uncrossed Number of Graphs

Unfortunately, not every graph admits a crossing-free drawing in the plane.

S1: Take more complex surfaces (torus, double torus,...)

S2: Partition the edge set into few subsets that admit crossing-free drawings.

S3: Draw the graph a few times such that every edge is uncrossed in at least one drawing.

- Minimize the number of drawings (*uncrossed number*).
- Minimize the total number of crossings (*uncrossed crossing number*).

7. Uncrossed Number of Graphs

Unfortunately, not every graph admits a crossing-free drawing in the plane.

S1: Take more complex surfaces (torus, double torus,...)

S2: Partition the edge set into few subsets that admit crossing-free drawings.

S3: Draw the graph a few times such that every edge is uncrossed in at least one drawing.

- Minimize the number of drawings (*uncrossed number*).
- Minimize the total number of crossings (*uncrossed crossing number*).

8. Improving the Crossing Lemma

Crossing Lemma:

Let G be a simple graph with n vertices and m edges, where $m \geq 4n$. Then

$$cr(G) \geq \frac{1}{64} \frac{m^3}{n^2}.$$

8. Improving the Crossing Lemma

Crossing Lemma:

Let G be a simple graph with n vertices and m edges, where $m \geq 4n$. Then

$$cr(G) \geq \frac{1}{64} \frac{m^3}{n^2}.$$

Proof uses a density argument.

8. Improving the Crossing Lemma

Crossing Lemma:

Let G be a simple graph with n vertices and m edges, where $m \geq 4n$. Then

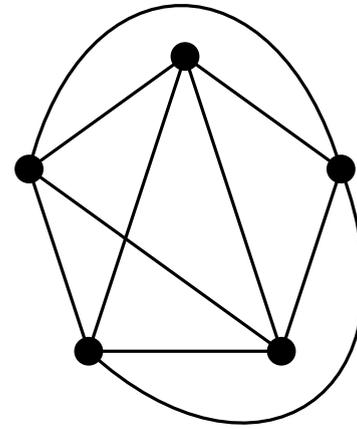
$$cr(G) \geq \frac{1}{64} \frac{m^3}{n^2}.$$

Proof uses a density argument.

Can we improve this for denser graphs?

9. The Density Formula

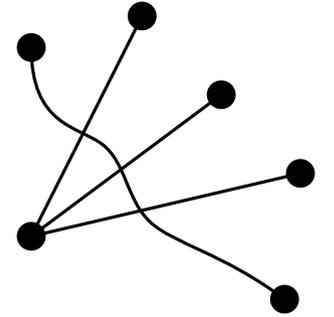
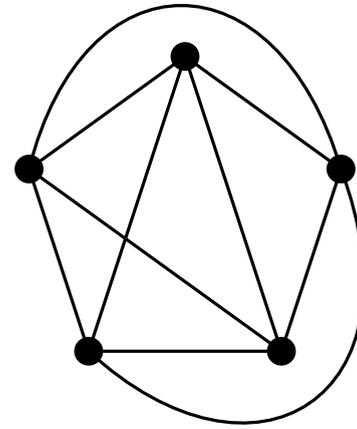
How many edges can a 1-planar graph have?



9. The Density Formula

How many edges can a 1-planar graph have?

How many edges can a fan-planar graph have?

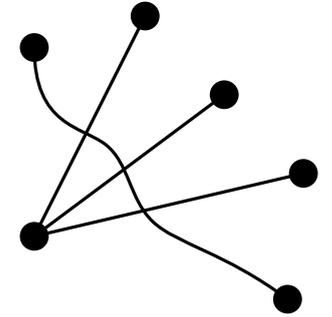
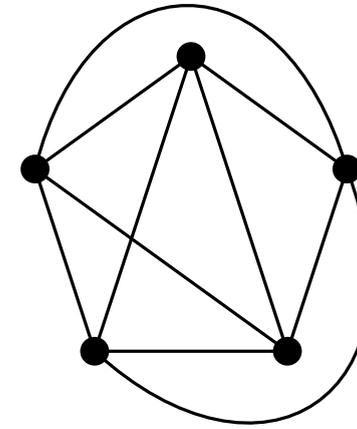


9. The Density Formula

How many edges can a 1-planar graph have?

How many edges can a fan-planar graph have?

General: How many edges can ... have?

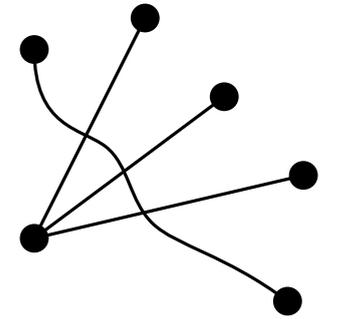
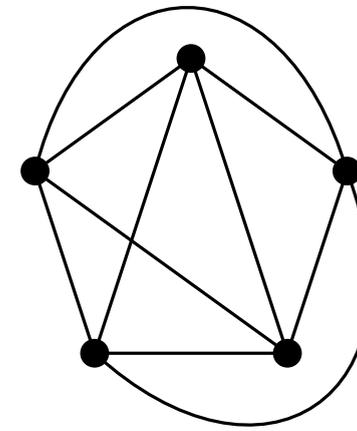


9. The Density Formula

How many edges can a 1-planar graph have?

How many edges can a fan-planar graph have?

General: How many edges can ... have?

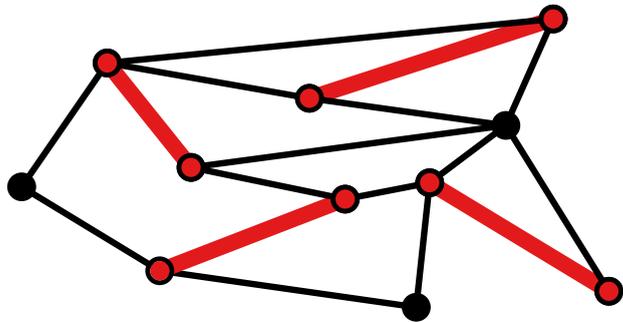


The density formula:

$$|E| = t(|V| - 2) - \sum_{c \in \mathcal{C}} \left(\frac{t-1}{4} ||c|| - t \right) - |\mathcal{X}|$$

10. Induced Matchings in Subcubic Graphs

Ein **Matching** $M \subseteq E$ in einem Graphen $G = (V, E)$ ist eine Kantenmenge, so dass keine zwei verschiedenen Kanten aus M einen gemeinsamen Knoten haben.

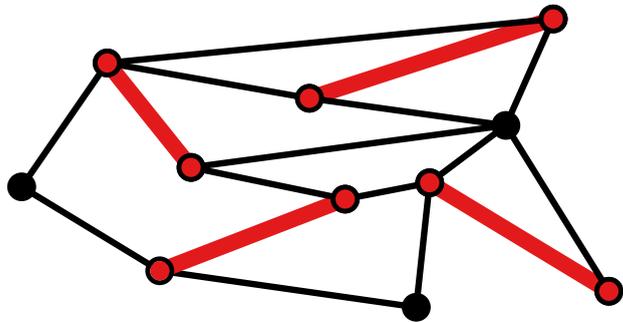


Matching M

10. Induced Matchings in Subcubic Graphs

Ein **Matching** $M \subseteq E$ in einem Graphen $G = (V, E)$ ist eine Kantenmenge, so dass keine zwei verschiedenen Kanten aus M einen gemeinsamen Knoten haben.

Mit anderen Worten: Die Distanz zwischen jedem Paar verschiedener Kanten aus M ist ≥ 1 .

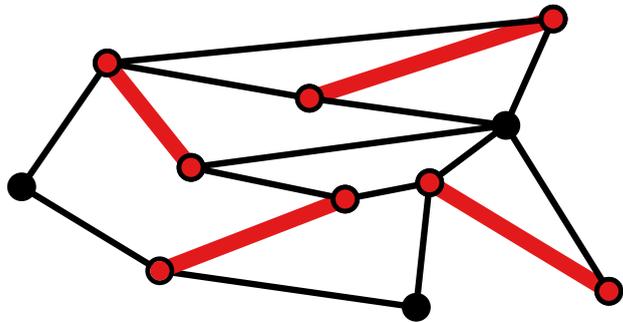


Matching M

10. Induced Matchings in Subcubic Graphs

Ein **Matching** $M \subseteq E$ in einem Graphen $G = (V, E)$ ist eine Kantenmenge, so dass keine zwei verschiedenen Kanten aus M einen gemeinsamen Knoten haben.

Mit anderen Worten: Die Distanz zwischen jedem Paar verschiedener Kanten aus M ist ≥ 1 .



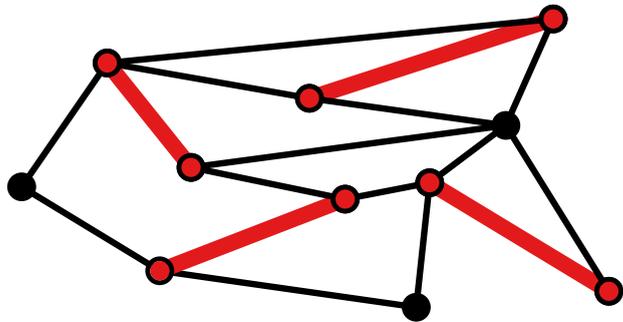
Matching M

Ein Matching M in G heißt **induziertes Matching**, falls der Teilgraph $G[M]$ von G , der von den Endpunkten von M induziert wird nur die Kanten von M enthält.

10. Induced Matchings in Subcubic Graphs

Ein **Matching** $M \subseteq E$ in einem Graphen $G = (V, E)$ ist eine Kantenmenge, so dass keine zwei verschiedenen Kanten aus M einen gemeinsamen Knoten haben.

Mit anderen Worten: Die Distanz zwischen jedem Paar verschiedener Kanten aus M ist ≥ 1 .



Matching M

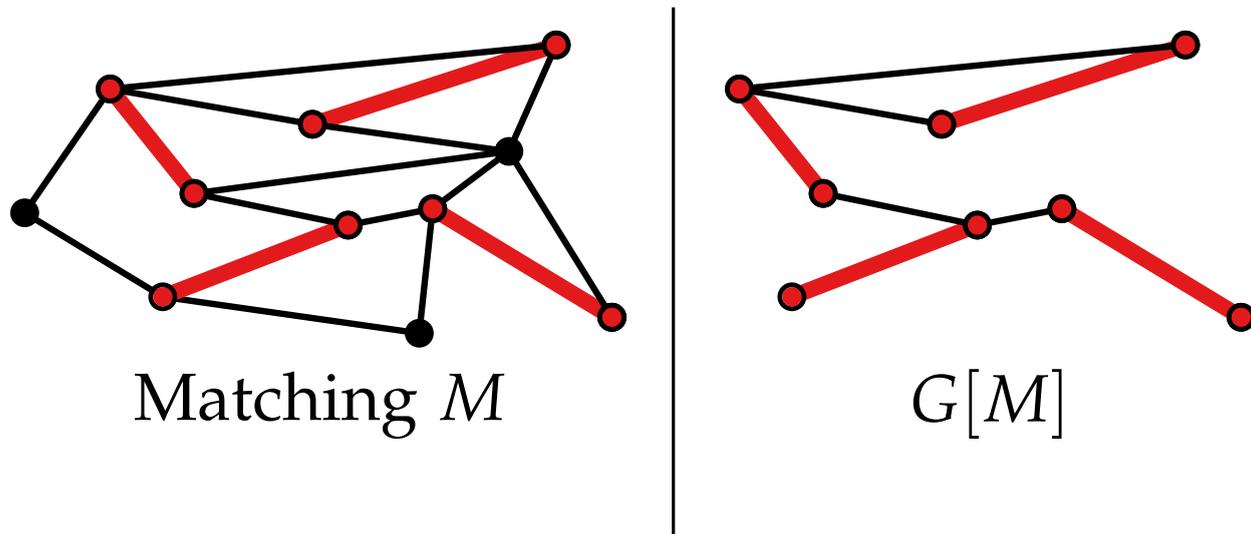
Ein Matching M in G heißt **induziertes Matching**, falls der Teilgraph $G[M]$ von G , der von den Endpunkten von M induziert wird nur die Kanten von M enthält.

Mit anderen Worten: Die Distanz zwischen jedem Paar verschiedener Kanten aus M ist ≥ 2 .

10. Induced Matchings in Subcubic Graphs

Ein **Matching** $M \subseteq E$ in einem Graphen $G = (V, E)$ ist eine Kantenmenge, so dass keine zwei verschiedenen Kanten aus M einen gemeinsamen Knoten haben.

Mit anderen Worten: Die Distanz zwischen jedem Paar verschiedener Kanten aus M ist ≥ 1 .



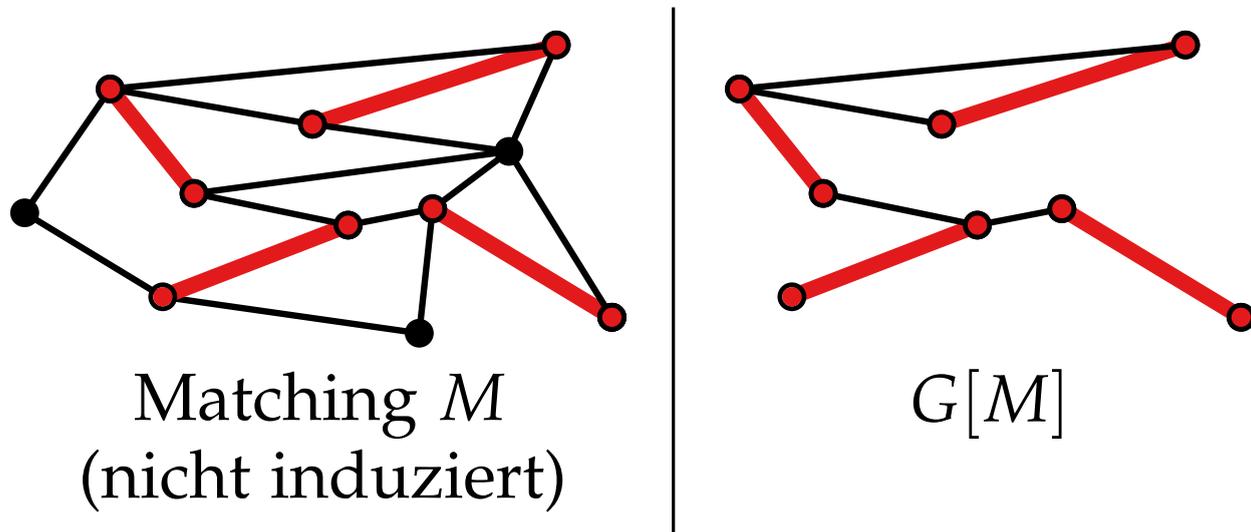
Ein Matching M in G heißt **induziertes Matching**, falls der Teilgraph $G[M]$ von G , der von den Endpunkten von M induziert wird nur die Kanten von M enthält.

Mit anderen Worten: Die Distanz zwischen jedem Paar verschiedener Kanten aus M ist ≥ 2 .

10. Induced Matchings in Subcubic Graphs

Ein **Matching** $M \subseteq E$ in einem Graphen $G = (V, E)$ ist eine Kantenmenge, so dass keine zwei verschiedenen Kanten aus M einen gemeinsamen Knoten haben.

Mit anderen Worten: Die Distanz zwischen jedem Paar verschiedener Kanten aus M ist ≥ 1 .



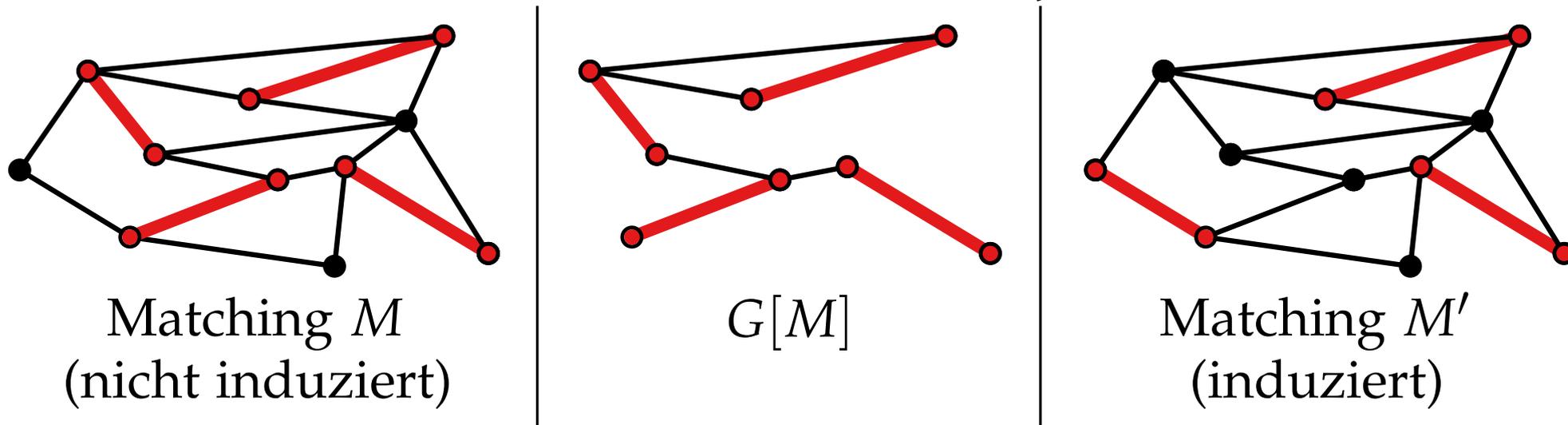
Ein Matching M in G heißt **induziertes Matching**, falls der Teilgraph $G[M]$ von G , der von den Endpunkten von M induziert wird nur die Kanten von M enthält.

Mit anderen Worten: Die Distanz zwischen jedem Paar verschiedener Kanten aus M ist ≥ 2 .

10. Induced Matchings in Subcubic Graphs

Ein **Matching** $M \subseteq E$ in einem Graphen $G = (V, E)$ ist eine Kantenmenge, so dass keine zwei verschiedenen Kanten aus M einen gemeinsamen Knoten haben.

Mit anderen Worten: Die Distanz zwischen jedem Paar verschiedener Kanten aus M ist ≥ 1 .



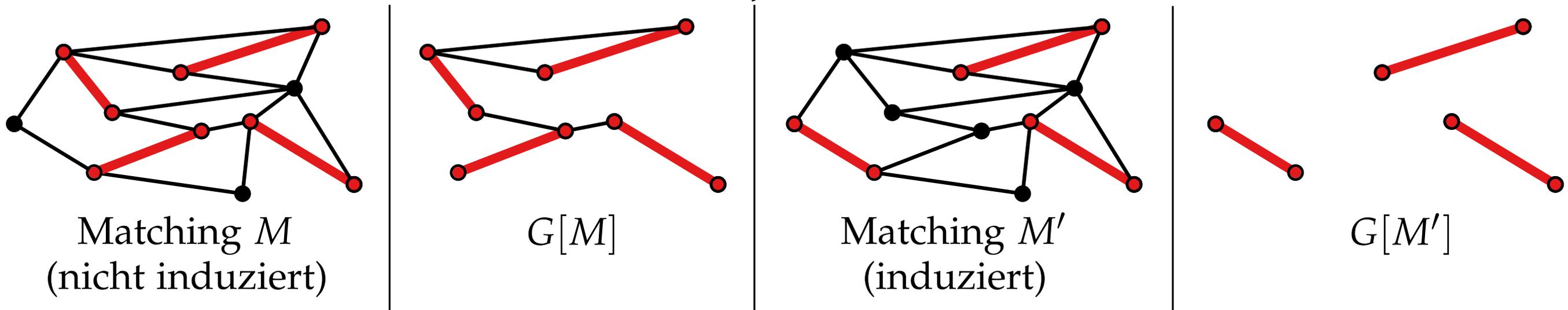
Ein Matching M in G heißt **induziertes Matching**, falls der Teilgraph $G[M]$ von G , der von den Endpunkten von M induziert wird nur die Kanten von M enthält.

Mit anderen Worten: Die Distanz zwischen jedem Paar verschiedener Kanten aus M ist ≥ 2 .

10. Induced Matchings in Subcubic Graphs

Ein **Matching** $M \subseteq E$ in einem Graphen $G = (V, E)$ ist eine Kantenmenge, so dass keine zwei verschiedenen Kanten aus M einen gemeinsamen Knoten haben.

Mit anderen Worten: Die Distanz zwischen jedem Paar verschiedener Kanten aus M ist ≥ 1 .



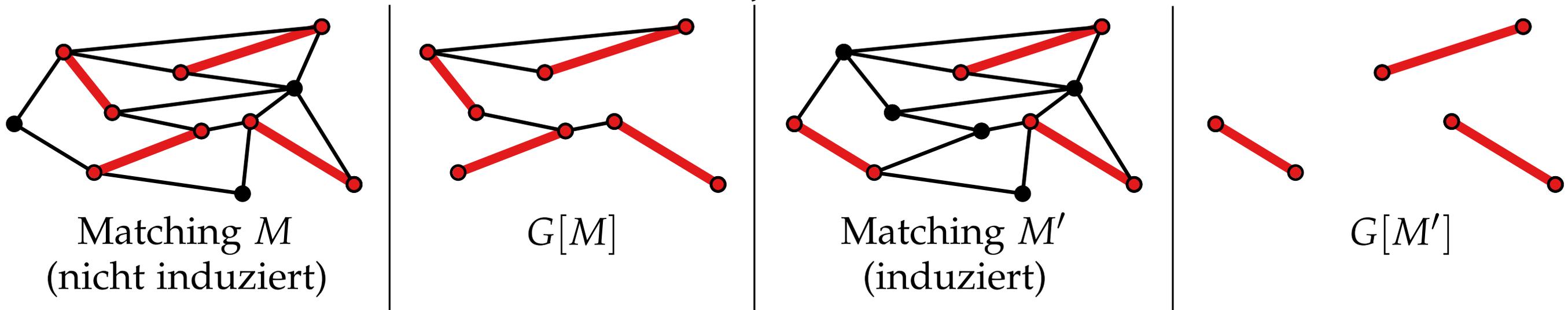
Ein Matching M in G heißt **induziertes Matching**, falls der Teilgraph $G[M]$ von G , der von den Endpunkten von M induziert wird nur die Kanten von M enthält.

Mit anderen Worten: Die Distanz zwischen jedem Paar verschiedener Kanten aus M ist ≥ 2 .

10. Induced Matchings in Subcubic Graphs

Ein **Matching** $M \subseteq E$ in einem Graphen $G = (V, E)$ ist eine Kantenmenge, so dass keine zwei verschiedenen Kanten aus M einen gemeinsamen Knoten haben.

Mit anderen Worten: Die Distanz zwischen jedem Paar verschiedener Kanten aus M ist ≥ 1 .



Ein Matching M in G heißt **induziertes Matching**, falls der Teilgraph $G[M]$ von G , der von den Endpunkten von M induziert wird nur die Kanten von M enthält.

Mit anderen Worten: Die Distanz zwischen jedem Paar verschiedener Kanten aus M ist ≥ 2 .

Hier: In jedem Graphen mit Maximalgrad 3 gibt es ein großes induziertes Matching und es kann effizient gefunden werden!

11. Paired Approximation Problems

Ein **Approximationsalgorithmus** mit **Gütefaktor** k (kurz k -**Approximation**) für ein Problem P ist ein effizienter Algorithmus, der Lösungen für P liefert, die höchstens k mal so schlecht wie das Optimum sind.

11. Paired Approximation Problems

Ein **Approximationsalgorithmus** mit **Gütefaktor** k (kurz k -**Approximation**) für ein Problem P ist ein effizienter Algorithmus, der Lösungen für P liefert, die höchstens k mal so schlecht wie das Optimum sind.

Beispiel: Eine 2-Approximation für TRAVELING SALES PERSON findet effizient eine Rundreise, die höchstens 2 mal länger als die kürzeste Rundreise ist.

11. Paired Approximation Problems

Ein **Approximationsalgorithmus** mit **Gütefaktor** k (kurz k -**Approximation**) für ein Problem P ist ein effizienter Algorithmus, der Lösungen für P liefert, die höchstens k mal so schlecht wie das Optimum sind.

Beispiel: Eine 2-Approximation für TRAVELING SALES PERSON findet effizient eine Rundreise, die höchstens 2 mal länger als die kürzeste Rundreise ist.

Problem: Viele algorithmische Problemstellungen sind \mathcal{NP} -schwer; oft ist es sogar schwierig einen Approximationsalgorithmus mit gutem Gütefaktor anzugeben :-)

11. Paired Approximation Problems

Ein **Approximationsalgorithmus** mit **Gütefaktor** k (kurz k -**Approximation**) für ein Problem P ist ein effizienter Algorithmus, der Lösungen für P liefert, die höchstens k mal so schlecht wie das Optimum sind.

Beispiel: Eine 2-Approximation für TRAVELING SALES PERSON findet effizient eine Rundreise, die höchstens 2 mal länger als die kürzeste Rundreise ist.

Problem: Viele algorithmische Problemstellungen sind \mathcal{NP} -schwer; oft ist es sogar schwierig einen Approximationsalgorithmus mit gutem Gütefaktor anzugeben :-)

Unsere Fragestellung

Betrachte ein Paar solcher schwer approximierbarer Probleme P und P' , wobei P und P' auf der gleichen Art von Eingabe definiert sind (z.B. Graphen). Können wir für jede Instanz von P und P' wenigstens für eines der beiden Probleme immer eine gute Lösung finden?

11. Paired Approximation Problems

Ein **Approximationsalgorithmus** mit **Gütefaktor** k (kurz k -**Approximation**) für ein Problem P ist ein effizienter Algorithmus, der Lösungen für P liefert, die höchstens k mal so schlecht wie das Optimum sind.

Beispiel: Eine 2-Approximation für TRAVELING SALES PERSON findet effizient eine Rundreise, die höchstens 2 mal länger als die kürzeste Rundreise ist.

Problem: Viele algorithmische Problemstellungen sind \mathcal{NP} -schwer; oft ist es sogar schwierig einen Approximationsalgorithmus mit gutem Gütefaktor anzugeben :-)

Unsere Fragestellung

Betrachte ein Paar solcher schwer approximierbarer Probleme P und P' , wobei P und P' auf der gleichen Art von Eingabe definiert sind (z.B. Graphen). Können wir für jede Instanz von P und P' wenigstens für eines der beiden Probleme immer eine gute Lösung finden?

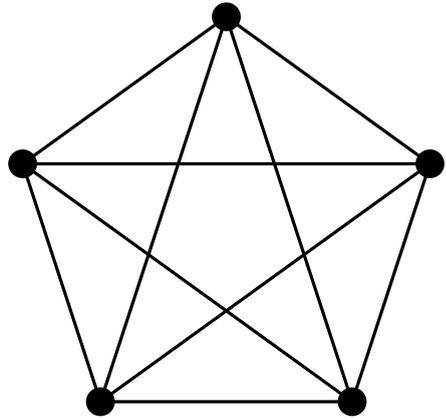
Beispiel: Für einen gegebenen Graphen kann immer effizient eine große unabhängige Knotenmenge *oder* eine kurze (1,2)-Rundreise gefunden werden; für sich genommen sind beide Probleme nicht mit derselben Güte approximierbar.

12. Kuratowski's Theorem

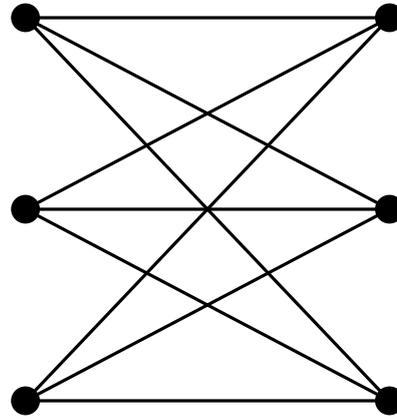
When is a graph planar?

12. Kuratowski's Theorem

When is a graph planar?



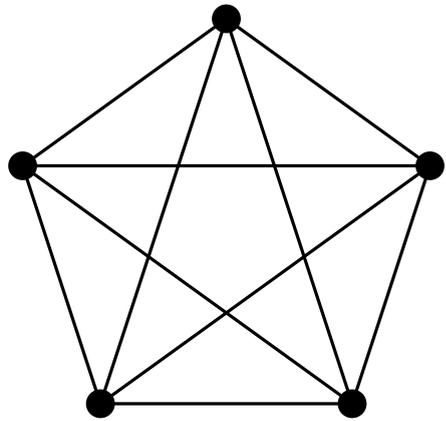
K_5



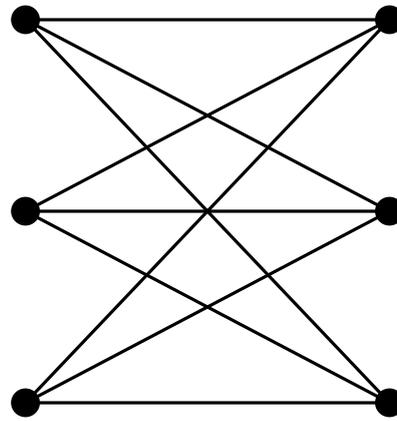
$K_{3,3}$

12. Kuratowski's Theorem

When is a graph planar?



K_5

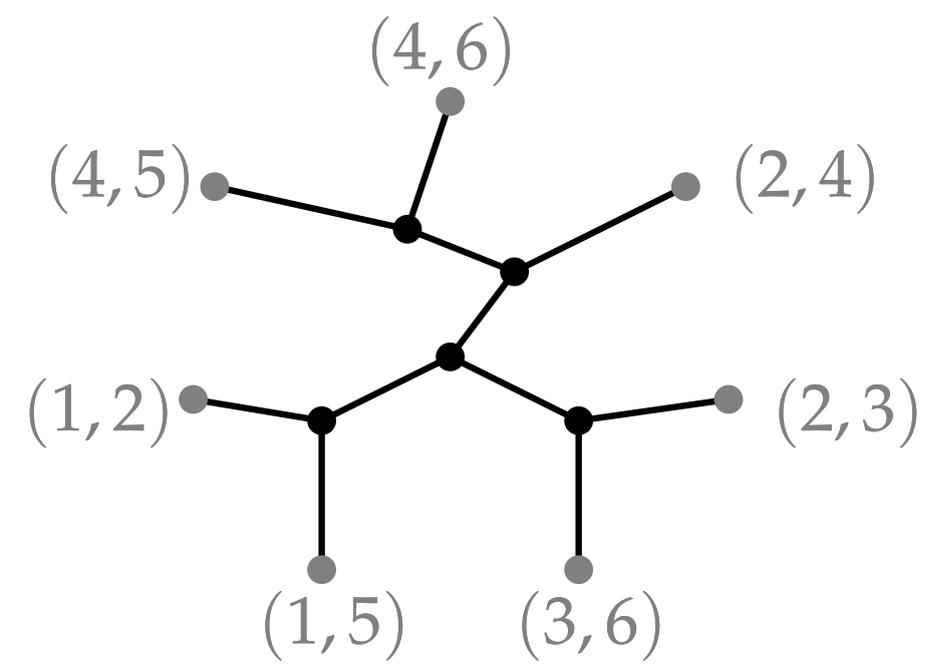
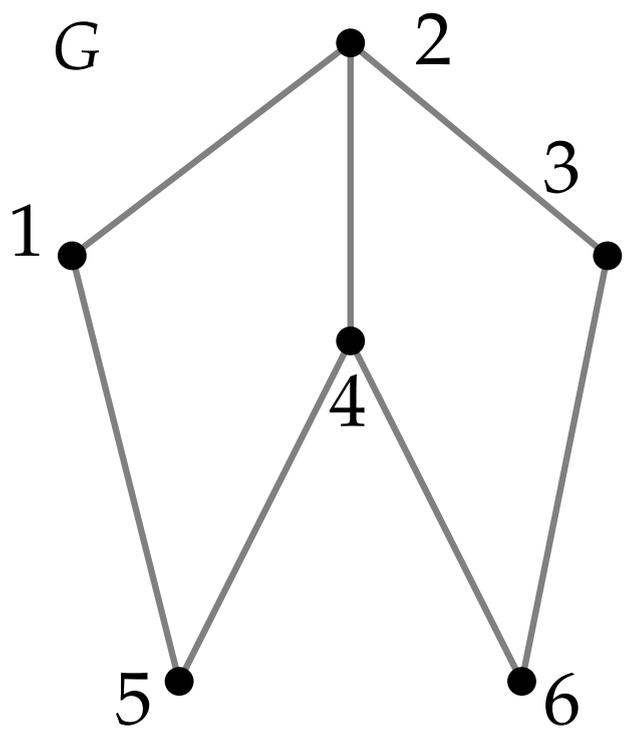


$K_{3,3}$

Kuratowski's Theorem: A graph is planar if and only if it does not contain K_5 or $K_{3,3}$ as a minor

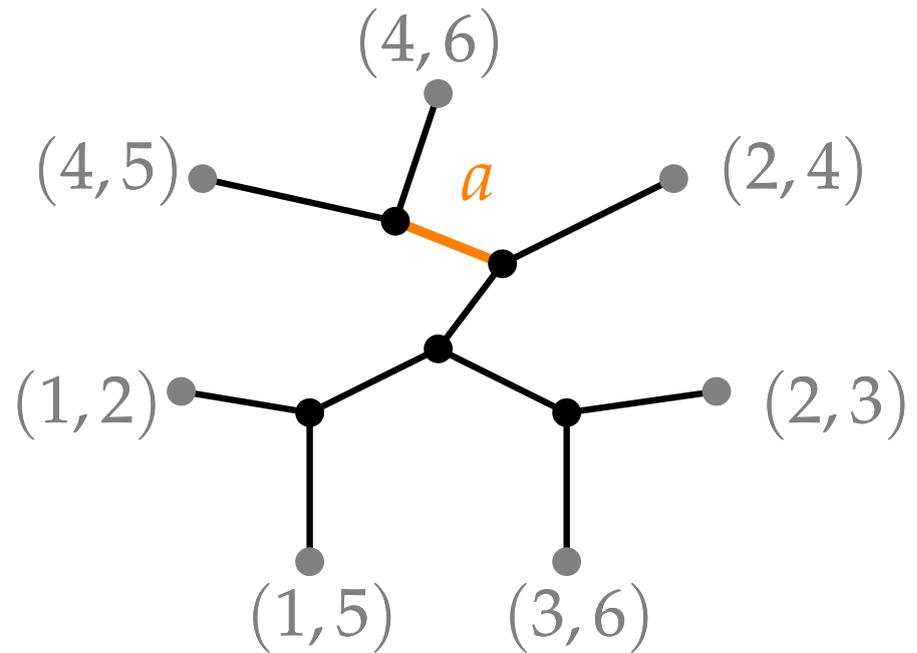
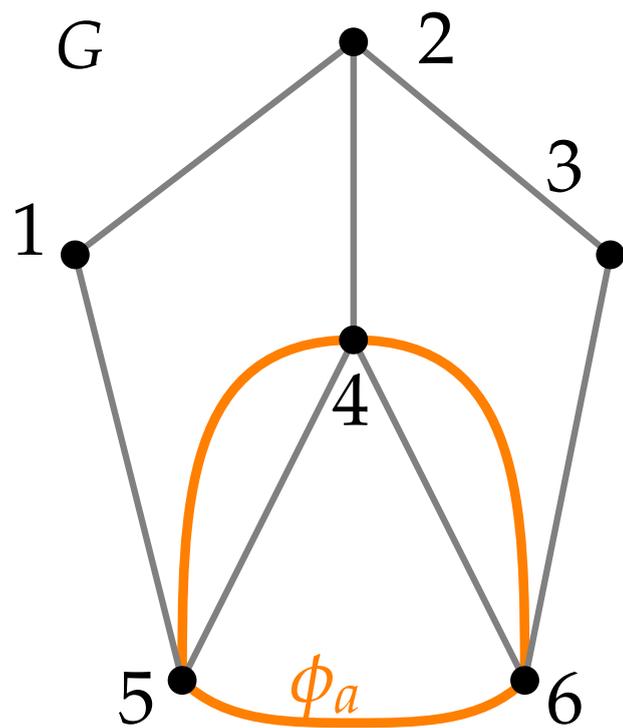
13. Sphere Cut Decompositions

Let G be a connected planar graph embedded in the sphere. A **Sphere-Cut Decomposition** of G is set of simple closed curves that impose a tree-like structure on the edges.



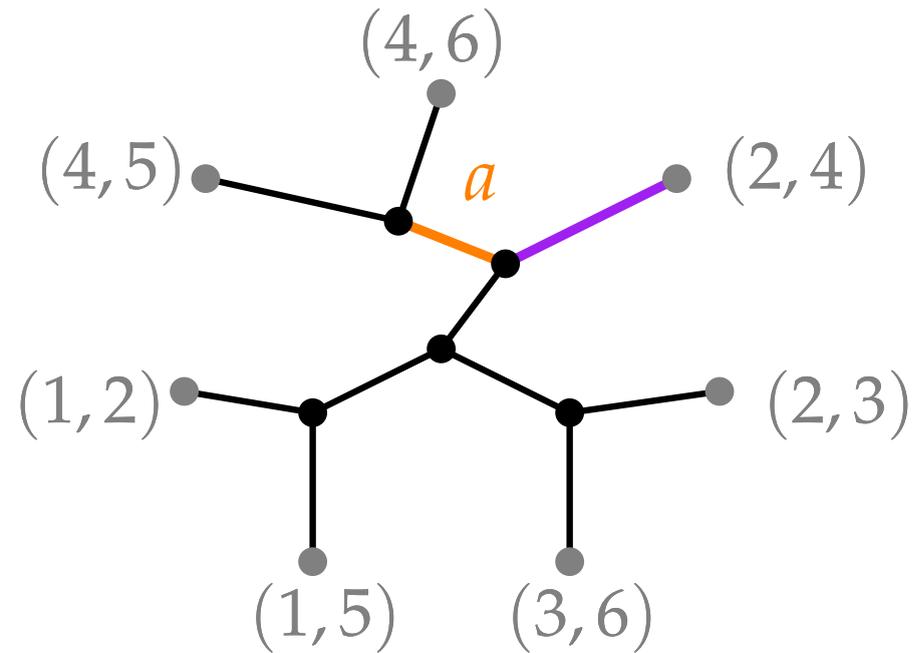
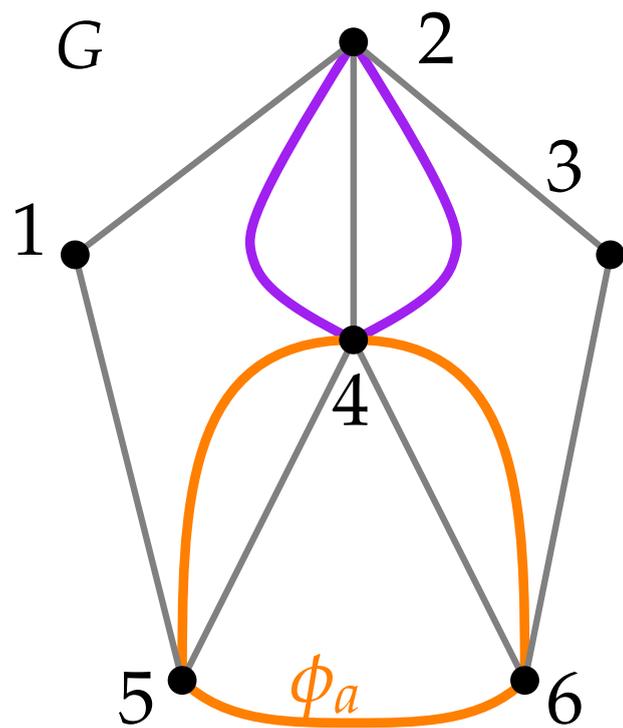
13. Sphere Cut Decompositions

Let G be a connected planar graph embedded in the sphere. A **Sphere-Cut Decomposition** of G is set of simple closed curves that impose a tree-like structure on the edges.



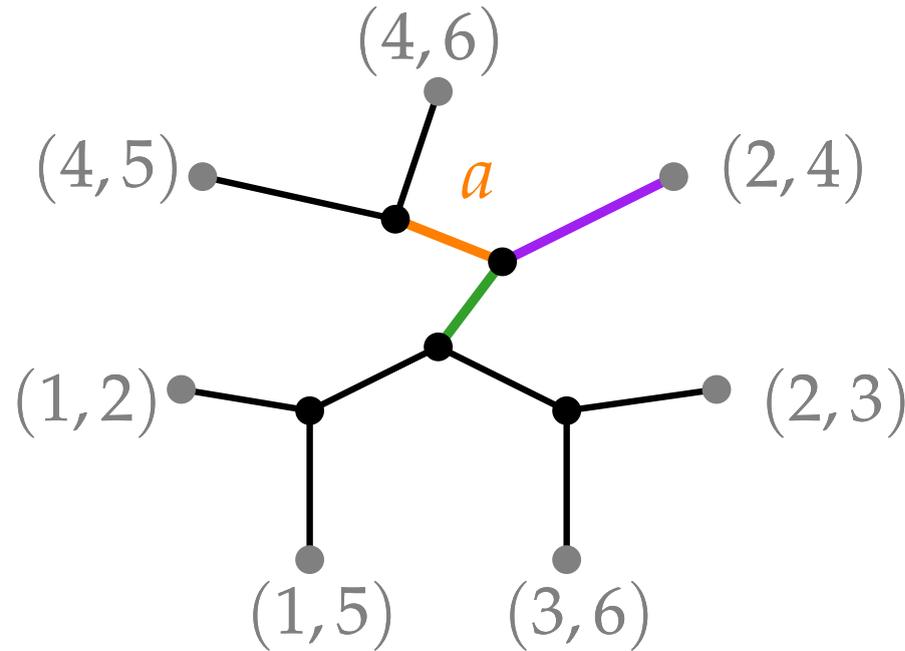
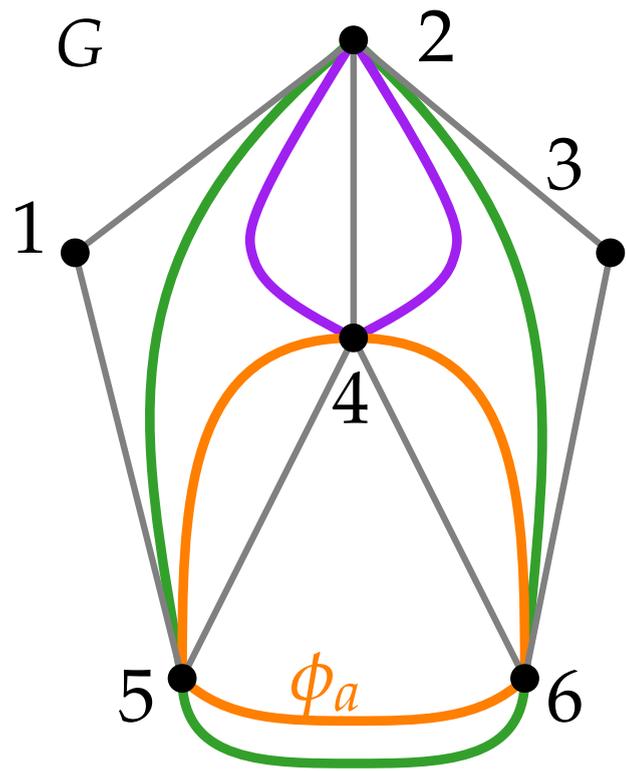
13. Sphere Cut Decompositions

Let G be a connected planar graph embedded in the sphere. A **Sphere-Cut Decomposition** of G is set of simple closed curves that impose a tree-like structure on the edges.



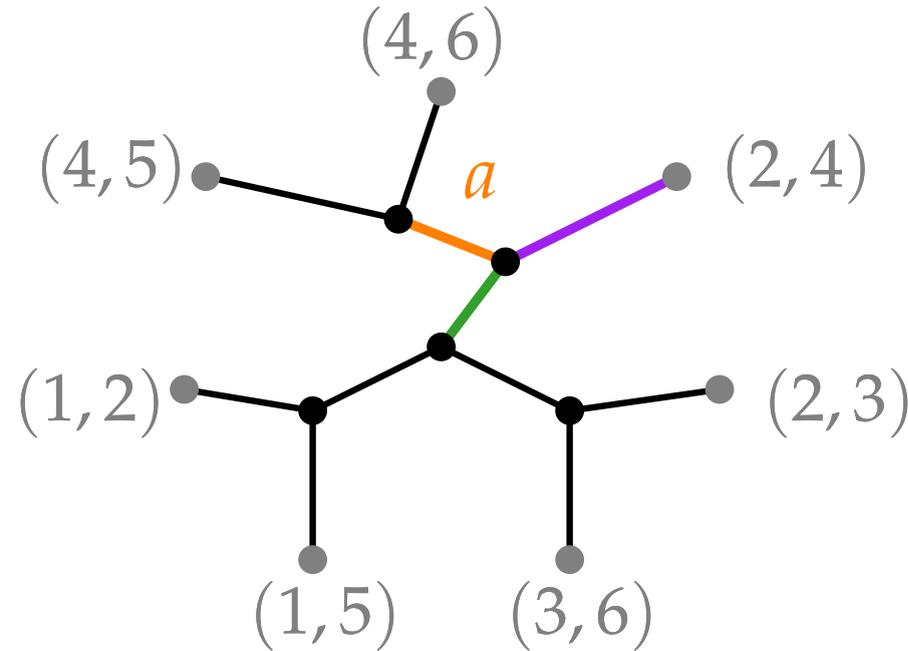
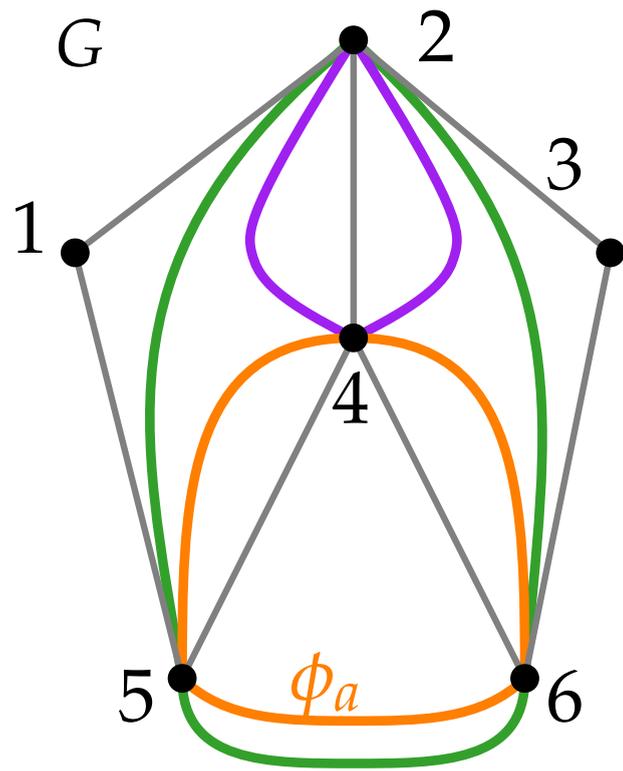
13. Sphere Cut Decompositions

Let G be a connected planar graph embedded in the sphere. A **Sphere-Cut Decomposition** of G is set of simple closed curves that impose a tree-like structure on the edges.



13. Sphere Cut Decompositions

Let G be a connected planar graph embedded in the sphere. A **Sphere-Cut Decomposition** of G is set of simple closed curves that impose a tree-like structure on the edges.



Can be exploited to find good exact algorithms for planar graphs!

14. Solving 2-SAT in Linear Time

SATISFIABILITY (SAT)

Gegeben: Boolesche Formel in konjunktiver Normalform.

Frage: Gibt es eine erfüllende Belegung?

$$(A \vee \neg B \vee \neg C) \wedge (B \vee C \vee \neg D) \wedge (B \vee \neg D \vee E) \wedge (\neg B \vee D \vee \neg E)$$

14. Solving 2-SAT in Linear Time

SATISFIABILITY (SAT)

Gegeben: Boolesche Formel in konjunktiver Normalform.

Frage: Gibt es eine erfüllende Belegung?

$$(A \vee \neg B \vee \neg C) \wedge (B \vee C \vee \neg D) \wedge (B \vee \neg D \vee E) \wedge (\neg B \vee D \vee \neg E)$$

k -SATISFIABILITY (k -SAT): Wie SAT, aber jede Klausel darf $\leq k$ Literale enthalten.

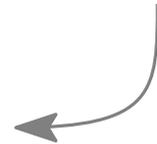
14. Solving 2-SAT in Linear Time

SATISFIABILITY (SAT)

Gegeben: Boolesche Formel in konjunktiver Normalform.

Frage: Gibt es eine erfüllende Belegung?

eine 3-SAT Formel

$$(A \vee \neg B \vee \neg C) \wedge (B \vee C \vee \neg D) \wedge (B \vee \neg D \vee E) \wedge (\neg B \vee D \vee \neg E)$$


k -SATISFIABILITY (k -SAT): Wie SAT, aber jede Klausel darf $\leq k$ Literale enthalten.

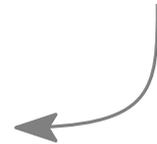
14. Solving 2-SAT in Linear Time

SATISFIABILITY (SAT)

Gegeben: Boolesche Formel in konjunktiver Normalform.

eine 3-SAT Formel

Frage: Gibt es eine erfüllende Belegung?

$$(A \vee \neg B \vee \neg C) \wedge (B \vee C \vee \neg D) \wedge (B \vee \neg D \vee E) \wedge (\neg B \vee D \vee \neg E)$$


k -SATISFIABILITY (k -SAT): Wie SAT, aber jede Klausel darf $\leq k$ Literale enthalten.

- NP-schwer für $k \geq 3$

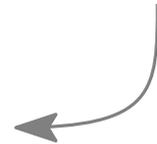
14. Solving 2-SAT in Linear Time

SATISFIABILITY (SAT)

Gegeben: Boolesche Formel in konjunktiver Normalform.

eine 3-SAT Formel

Frage: Gibt es eine erfüllende Belegung?

$$(A \vee \neg B \vee \neg C) \wedge (B \vee C \vee \neg D) \wedge (B \vee \neg D \vee E) \wedge (\neg B \vee D \vee \neg E)$$


k -SATISFIABILITY (k -SAT): Wie SAT, aber jede Klausel darf $\leq k$ Literale enthalten.

- NP-schwer für $k \geq 3$
- Lösbar in Linearzeit für $k \leq 2$

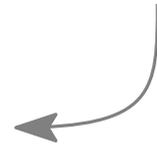
14. Solving 2-SAT in Linear Time

SATISFIABILITY (SAT)

Gegeben: Boolesche Formel in konjunktiver Normalform.

eine 3-SAT Formel

Frage: Gibt es eine erfüllende Belegung?

$$(A \vee \neg B \vee \neg C) \wedge (B \vee C \vee \neg D) \wedge (B \vee \neg D \vee E) \wedge (\neg B \vee D \vee \neg E)$$


k -SATISFIABILITY (k -SAT): Wie SAT, aber jede Klausel darf $\leq k$ Literale enthalten.

- NP-schwer für $k \geq 3$
- Lösbar in Linearzeit für $k \leq 2$ **Hier!**

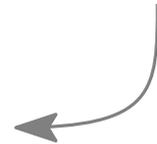
14. Solving 2-SAT in Linear Time

SATISFIABILITY (SAT)

Gegeben: Boolesche Formel in konjunktiver Normalform.

eine 3-SAT Formel

Frage: Gibt es eine erfüllende Belegung?

$$(A \vee \neg B \vee \neg C) \wedge (B \vee C \vee \neg D) \wedge (B \vee \neg D \vee E) \wedge (\neg B \vee D \vee \neg E)$$


k -SATISFIABILITY (k -SAT): Wie SAT, aber jede Klausel darf $\leq k$ Literale enthalten.

- NP-schwer für $k \geq 3$
- Lösbar in Linearzeit für $k \leq 2$ **Hier!**

Hauptidee: Jede 2-SAT Formel entspricht einem gerichteten Implikationsgraphen.

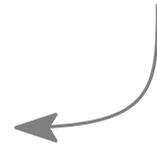
14. Solving 2-SAT in Linear Time

SATISFIABILITY (SAT)

Gegeben: Boolesche Formel in konjunktiver Normalform.

eine 3-SAT Formel

Frage: Gibt es eine erfüllende Belegung?

$$(A \vee \neg B \vee \neg C) \wedge (B \vee C \vee \neg D) \wedge (B \vee \neg D \vee E) \wedge (\neg B \vee D \vee \neg E)$$


k -SATISFIABILITY (k -SAT): Wie SAT, aber jede Klausel darf $\leq k$ Literale enthalten.

- NP-schwer für $k \geq 3$
- Lösbar in Linearzeit für $k \leq 2$ **Hier!**

Hauptidee: Jede 2-SAT Formel entspricht einem gerichteten Implikationsgraphen.

$$(A \vee B)$$

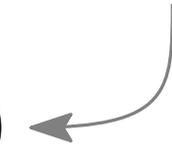
14. Solving 2-SAT in Linear Time

SATISFIABILITY (SAT)

Gegeben: Boolesche Formel in konjunktiver Normalform.

eine 3-SAT Formel

Frage: Gibt es eine erfüllende Belegung?

$$(A \vee \neg B \vee \neg C) \wedge (B \vee C \vee \neg D) \wedge (B \vee \neg D \vee E) \wedge (\neg B \vee D \vee \neg E)$$


k -SATISFIABILITY (k -SAT): Wie SAT, aber jede Klausel darf $\leq k$ Literale enthalten.

- NP-schwer für $k \geq 3$
- Lösbar in Linearzeit für $k \leq 2$ **Hier!**

Hauptidee: Jede 2-SAT Formel entspricht einem gerichteten Implikationsgraphen.

$$(A \vee B) \rightsquigarrow \begin{array}{l} \neg A \Rightarrow B \\ \neg B \Rightarrow A \end{array}$$

14. Solving 2-SAT in Linear Time

SATISFIABILITY (SAT)

Gegeben: Boolesche Formel in konjunktiver Normalform.

eine 3-SAT Formel

Frage: Gibt es eine erfüllende Belegung?

$$(A \vee \neg B \vee \neg C) \wedge (B \vee C \vee \neg D) \wedge (B \vee \neg D \vee E) \wedge (\neg B \vee D \vee \neg E)$$

k -SATISFIABILITY (k -SAT): Wie SAT, aber jede Klausel darf $\leq k$ Literale enthalten.

- NP-schwer für $k \geq 3$
- Lösbar in Linearzeit für $k \leq 2$ **Hier!**

Hauptidee: Jede 2-SAT Formel entspricht einem gerichteten Implikationsgraphen.

$$(A \vee B) \rightsquigarrow \begin{array}{l} \neg A \Rightarrow B \\ \neg B \Rightarrow A \end{array} \rightsquigarrow \begin{array}{c} \textcircled{\neg A} \rightarrow \textcircled{B} \\ \textcircled{\neg B} \rightarrow \textcircled{A} \end{array}$$

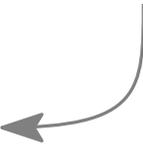
14. Solving 2-SAT in Linear Time

SATISFIABILITY (SAT)

Gegeben: Boolesche Formel in konjunktiver Normalform.

Frage: Gibt es eine erfüllende Belegung?

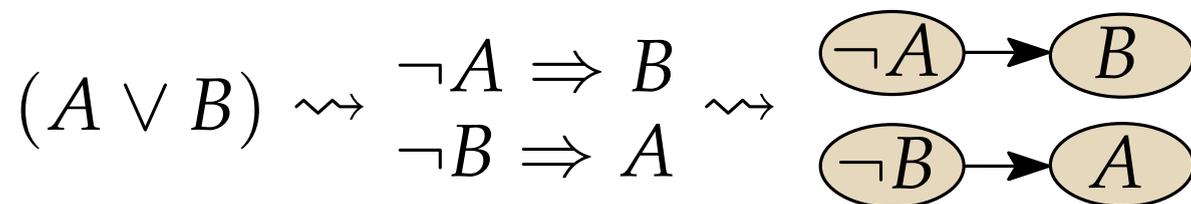
$$(A \vee \neg B \vee \neg C) \wedge (B \vee C \vee \neg D) \wedge (B \vee \neg D \vee E) \wedge (\neg B \vee D \vee \neg E)$$

eine 3-SAT Formel 

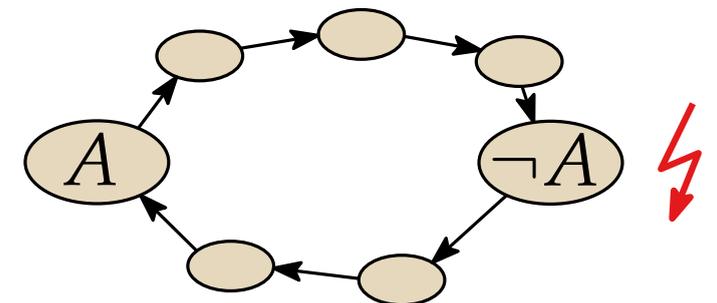
k -SATISFIABILITY (k -SAT): Wie SAT, aber jede Klausel darf $\leq k$ Literale enthalten.

- NP-schwer für $k \geq 3$
- Lösbar in Linearzeit für $k \leq 2$ **Hier!**

Hauptidee: Jede 2-SAT Formel entspricht einem gerichteten Implikationsgraphen.



Gerichtete Kreise
geben Aufschluß
über Lösbarkeit!



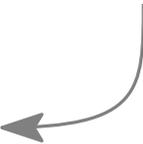
14. Solving 2-SAT in Linear Time

SATISFIABILITY (SAT)

Gegeben: Boolesche Formel in konjunktiver Normalform.

Frage: Gibt es eine erfüllende Belegung?

$$(A \vee \neg B \vee \neg C) \wedge (B \vee C \vee \neg D) \wedge (B \vee \neg D \vee E) \wedge (\neg B \vee D \vee \neg E)$$

eine 3-SAT Formel 

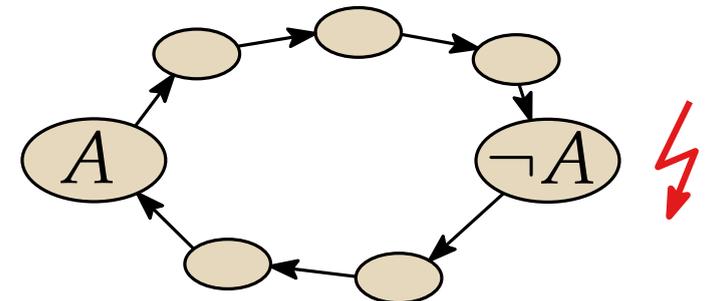
k -SATISFIABILITY (k -SAT): Wie SAT, aber jede Klausel darf $\leq k$ Literale enthalten.

- NP-schwer für $k \geq 3$
- Lösbar in Linearzeit für $k \leq 2$ **Hier!**

Hauptidee: Jede 2-SAT Formel entspricht einem gerichteten Implikationsgraphen.

$$(A \vee B) \rightsquigarrow \begin{array}{l} \neg A \Rightarrow B \\ \neg B \Rightarrow A \end{array} \rightsquigarrow \begin{array}{c} \textcircled{\neg A} \rightarrow \textcircled{B} \\ \textcircled{\neg B} \rightarrow \textcircled{A} \end{array}$$

Gerichtete Kreise
geben Aufschluß
über Lösbarkeit!



Hauptschwierigkeit: Berechnung der starken Zusammenhangskomponenten.

Themenverteilung

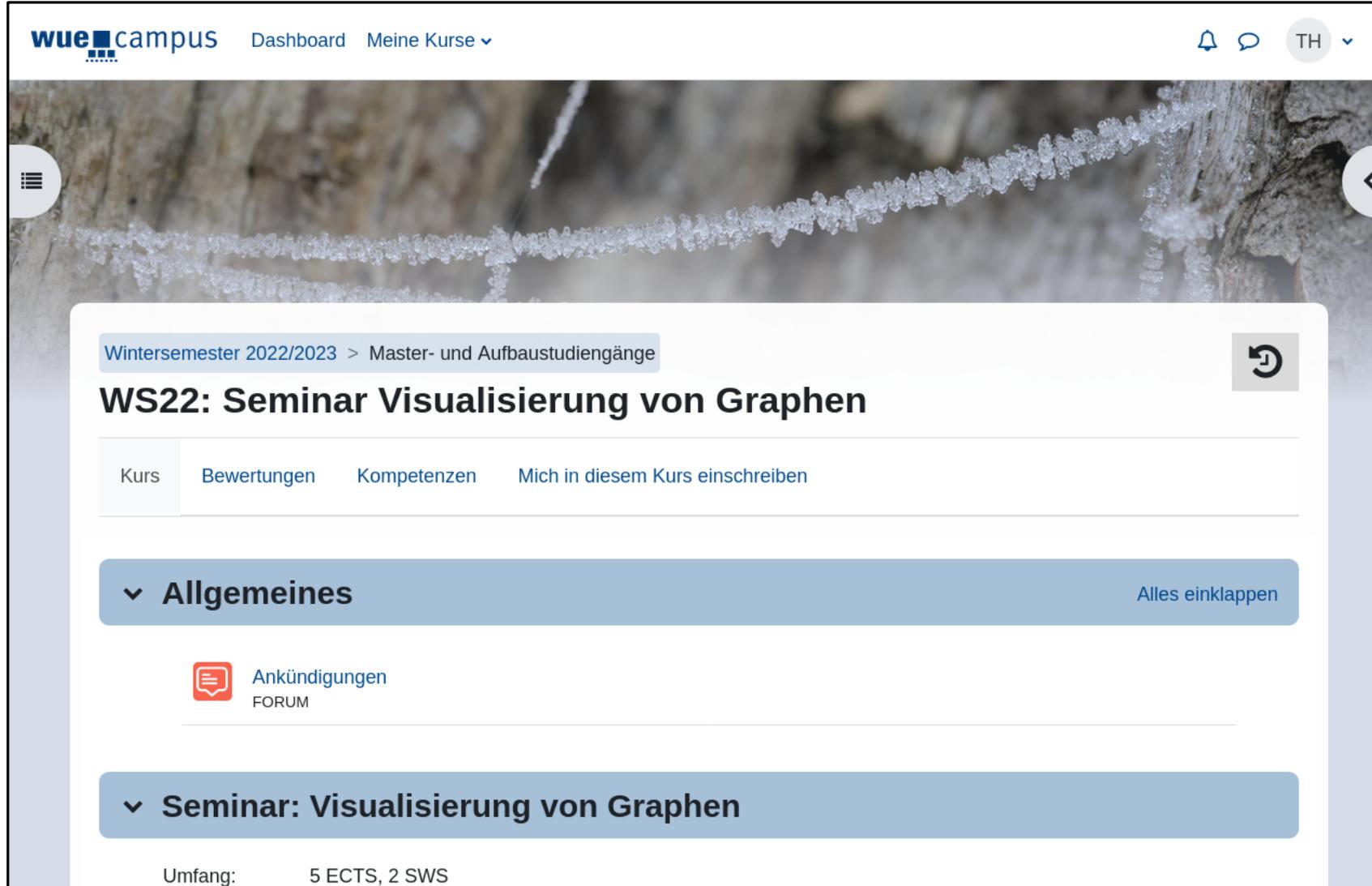
1. Global and local edge-length ratios of planar straight line graph drawings
2. Recognition Complexity of Subgraphs of 2- and 3-Connected Planar Cubic Graphs
3. Revisiting ILP Models for Exact Crossing Minimization in Storyline Drawings
4. Boundary Labeling in a Circular Orbit
5. The Parameterized Complexity of Extending Stack Layouts
6. Parameterized Complexity of Simultaneous Planarity
7. Uncrossed Number of Graphs
8. Improving the Crossing Lemma
9. The Density Formula
10. Induced Matchings in Subcubic Graphs
11. Paired Approximation Problems
12. Kuratowski's Theorem
13. Efficient Exact Algorithms on Planar Graphs: Exploiting Sphere Cut Decompositions
14. Solving 2-SAT in Linear Time

Nächste Schritte

- In WueCampus anmelden

Nächste Schritte

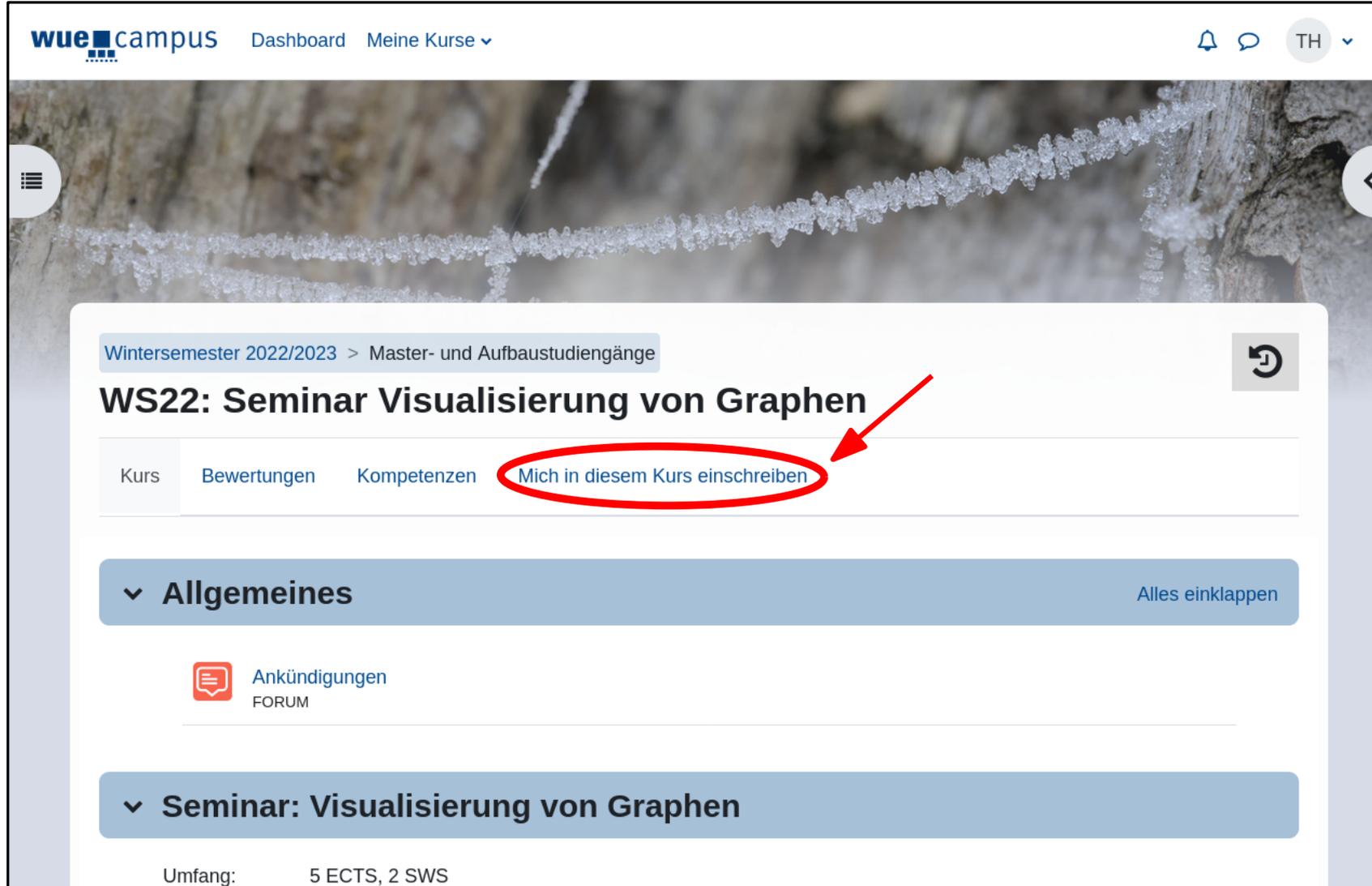
- In WueCampus anmelden



The screenshot displays the WueCampus user interface. At the top left, the logo 'wuecampus' is visible, followed by navigation links for 'Dashboard' and 'Meine Kurse'. On the top right, there are icons for notifications, a chat bubble, and a date indicator 'TH'. The main content area features a breadcrumb trail: 'Wintersemester 2022/203 > Master- und Aufbaustudiengänge'. Below this, the course title 'WS22: Seminar Visualisierung von Graphen' is prominently displayed. A horizontal menu offers options: 'Kurs', 'Bewertungen', 'Kompetenzen', and 'Mich in diesem Kurs einschreiben'. A large blue button labeled 'Allgemeines' is present, with a link 'Alles einklappen' to its right. Underneath, there is a section for 'Ankündigungen FORUM' with a red speech bubble icon. At the bottom, another blue button reads 'Seminar: Visualisierung von Graphen', with the course details 'Umfang: 5 ECTS, 2 SWS' listed below it.

Nächste Schritte

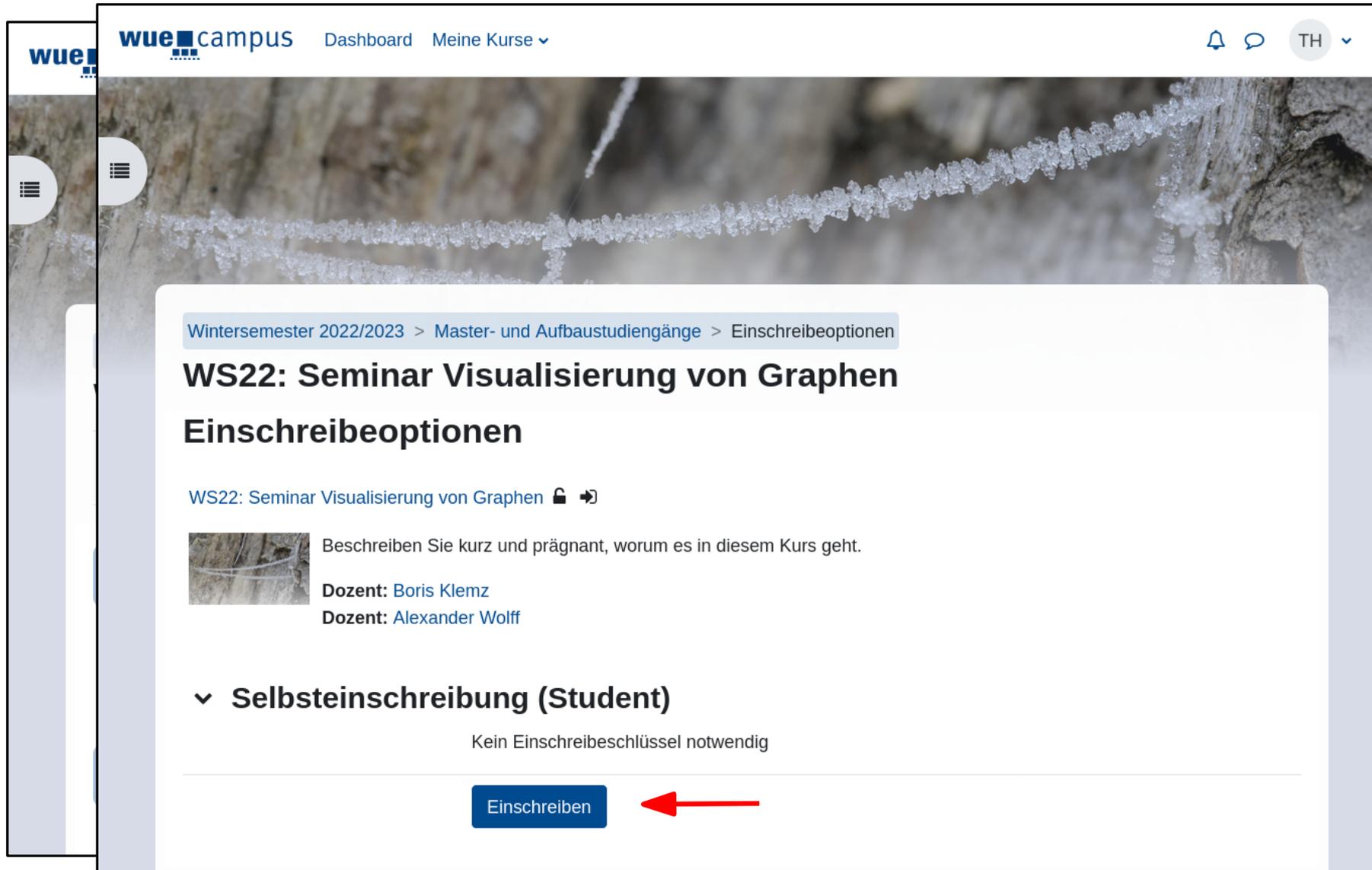
- In WueCampus anmelden



The screenshot shows the WueCampus interface. At the top, there is a navigation bar with the logo 'wuecampus', 'Dashboard', and 'Meine Kurse'. On the right, there are notification and chat icons, and a date indicator 'TH'. The main content area features a breadcrumb trail: 'Wintersemester 2022/2023 > Master- und Aufbaustudiengänge'. Below this is the course title 'WS22: Seminar Visualisierung von Graphen'. A navigation bar below the title contains tabs for 'Kurs', 'Bewertungen', 'Kompetenzen', and 'Mich in diesem Kurs einschreiben', which is circled in red and has a red arrow pointing to it. Below the navigation bar, there is a section titled 'Allgemeines' with a dropdown arrow and a button 'Alles einklappen'. Underneath, there is a section for 'Ankündigungen FORUM' with a red speech bubble icon. At the bottom, there is another section titled 'Seminar: Visualisierung von Graphen' with a dropdown arrow. The course details 'Umfang: 5 ECTS, 2 SWS' are displayed at the very bottom.

Nächste Schritte

- In WueCampus anmelden



The screenshot shows the WueCampus interface. At the top, there is a navigation bar with the WueCampus logo, 'Dashboard', and 'Meine Kurse'. On the right, there are notification and chat icons, and a user profile icon labeled 'TH'. The main content area features a breadcrumb trail: 'Wintersemester 2022/2023 > Master- und Aufbaustudiengänge > Einschreibeoptionen'. Below this, the course title 'WS22: Seminar Visualisierung von Graphen' is displayed in large, bold text, followed by the subtitle 'Einschreibeoptionen'. A small thumbnail image of a cave with icicles is visible on the left. The course description reads: 'Beschreiben Sie kurz und prägnant, worum es in diesem Kurs geht.' Below the description, the lecturers are listed: 'Dozent: Boris Klemz' and 'Dozent: Alexander Wolff'. A section titled 'Selbsteinschreibung (Student)' is expanded, showing the text 'Kein Einschreibeschlüssel notwendig'. At the bottom of this section, there is a blue button labeled 'Einschreiben', which is pointed to by a red arrow.

wuecampus Dashboard Meine Kurse

Wintersemester 2022/2023 > Master- und Aufbaustudiengänge > Einschreibeoptionen

WS22: Seminar Visualisierung von Graphen

Einschreibeoptionen

WS22: Seminar Visualisierung von Graphen

Beschreiben Sie kurz und prägnant, worum es in diesem Kurs geht.

Dozent: Boris Klemz
Dozent: Alexander Wolff

Selbsteinschreibung (Student)

Kein Einschreibeschlüssel notwendig

Einschreiben

Nächste Schritte

- In WueCampus anmelden

Nächste Schritte

- In WueCampus anmelden
- In WueStudy anmelden

Nächste Schritte

- In WueCampus anmelden
- In WueStudy anmelden
- Überblick verschaffen und Kurzvortrag vorbereiten

Nächste Schritte

- In WueCampus anmelden
- In WueStudy anmelden
- Überblick verschaffen und Kurzvortrag vorbereiten
- Bei Fragen (oder *spätestens drei Wochen vor dem eigenen Vortrag*) an die BetreuerIn wenden

Nächste Schritte

- In WueCampus anmelden
- In WueStudy anmelden
- Überblick verschaffen und Kurzvortrag vorbereiten
- Bei Fragen (oder *spätestens drei Wochen vor dem eigenen Vortrag*) an die BetreuerIn wenden

Bei allgemeinen Fragen kann gerne das **Diskussionsforum** im WueCampus genutzt werden!

Nächste Schritte

- In WueCampus anmelden
- In WueStudy anmelden
- Überblick verschaffen und Kurzvortrag vorbereiten
- Bei Fragen (oder *spätestens drei Wochen vor dem eigenen Vortrag*) an die BetreuerIn wenden

Bei allgemeinen Fragen kann gerne das **Diskussionsforum** im WueCampus genutzt werden!

Zum Abschluss:

Demonstration des Programms IPE
zum Erstellen von Abbildungen und Folien

<http://ipe.otfried.org/>

Nächste Schritte

- In WueCampus anmelden
- In WueStudy anmelden
- Überblick verschaffen und Kurzvortrag vorbereiten
- Bei Fragen (oder *spätestens drei Wochen vor dem eigenen Vortrag*) an die BetreuerIn wenden

Bei allgemeinen Fragen kann gerne das **Diskussionsforum** im WueCampus genutzt werden!

Zum Abschluss:

Demonstration des Programms IPE
zum Erstellen von Abbildungen und Folien

<http://ipe.otfried.org/>

Übrigens: ein gemeinsames git-Verzeichnis eignet sich hervorragend zum gemeinsamen Bearbeiten von .tex, aber auch .ipe Dateien!

Nächste Schritte

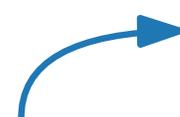
- In WueCampus anmelden
- In WueStudy anmelden
- Überblick verschaffen und Kurzvortrag vorbereiten
- Bei Fragen (oder *spätestens drei Wochen vor dem eigenen Vortrag*) an die BetreuerIn wenden

Bei allgemeinen Fragen kann gerne das **Diskussionsforum** im WueCampus genutzt werden!

Zum Abschluss:

Demonstration des Programms IPE
zum Erstellen von Abbildungen und Folien

<http://ipe.otfried.org/>

 <https://gitlab2.informatik.uni-wuerzburg.de/>

Übrigens: ein gemeinsames git-Verzeichnis eignet sich hervorragend zum gemeinsamen Bearbeiten von `.tex`, aber auch `.ipe` Dateien!