Julius-Maximilians-
UNIVERSITÄT
WÜRZBURG

Lehrstuhl für
INFORMATIK I
Effiziente Algorithmen und
wissensbasierte Systeme

Institut für Informatik

Algorithmen und Datenstrukturen

Wintersemester 2018/19
17. Vorlesung

Nächstes Paar

Prof. Dr. Alexander Wolff

Lehrstuhl für Informatik I

2. Zwischentest

Bitte melden Sie sich sofort an, falls Sie das noch nicht getan haben.

Die Abstimmung endet heute (Di, 18.12.) um 14:00 Uhr.

Problem:

Gegeben: Menge P von n Punkten in der Ebene, jeder Punkt $p \in P$ als (x_p, y_p).

Finde: Punktepaar $\{p, q\} \subseteq P$ mit kleinstem (euklidischen) Abstand.

Def. Euklidischer Abstand von p und q ist $d(p,q) = \sqrt{(x_p - x_q)^2 + (y_p - y_q)^2}$.

Lösung: **Laufzeit:** $\Theta(n^2)$

- Gehe durch alle $\binom{n}{2}$ Punktepaare und berechne ihren Abstand.
- Gib ein Paar mit kleinstem Abstand zurück.

Mach's besser!

Entwurfsparadigma: – inkrementell?
– randomisiert?
– Teile und Herrsche?!

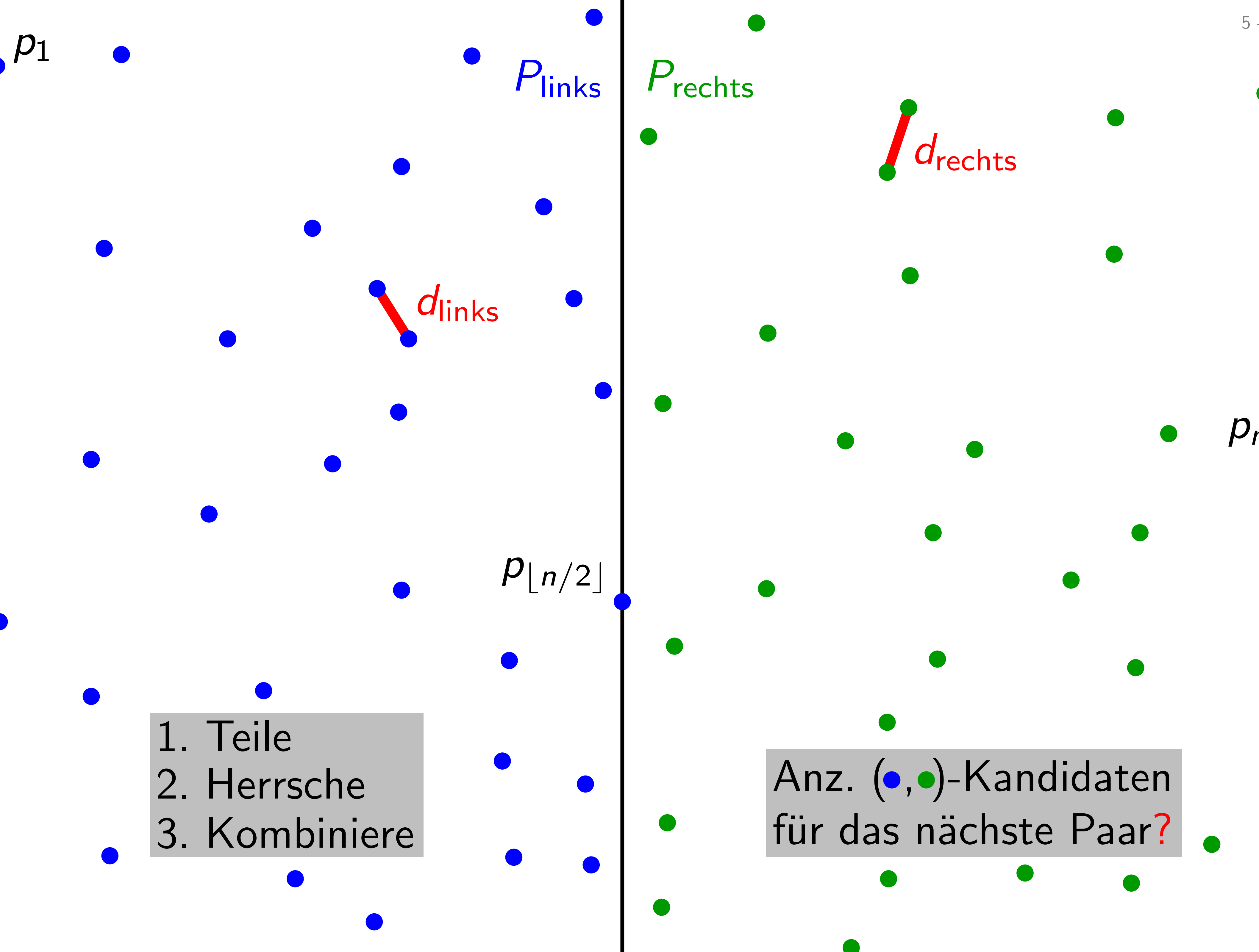
Spezialfall: 

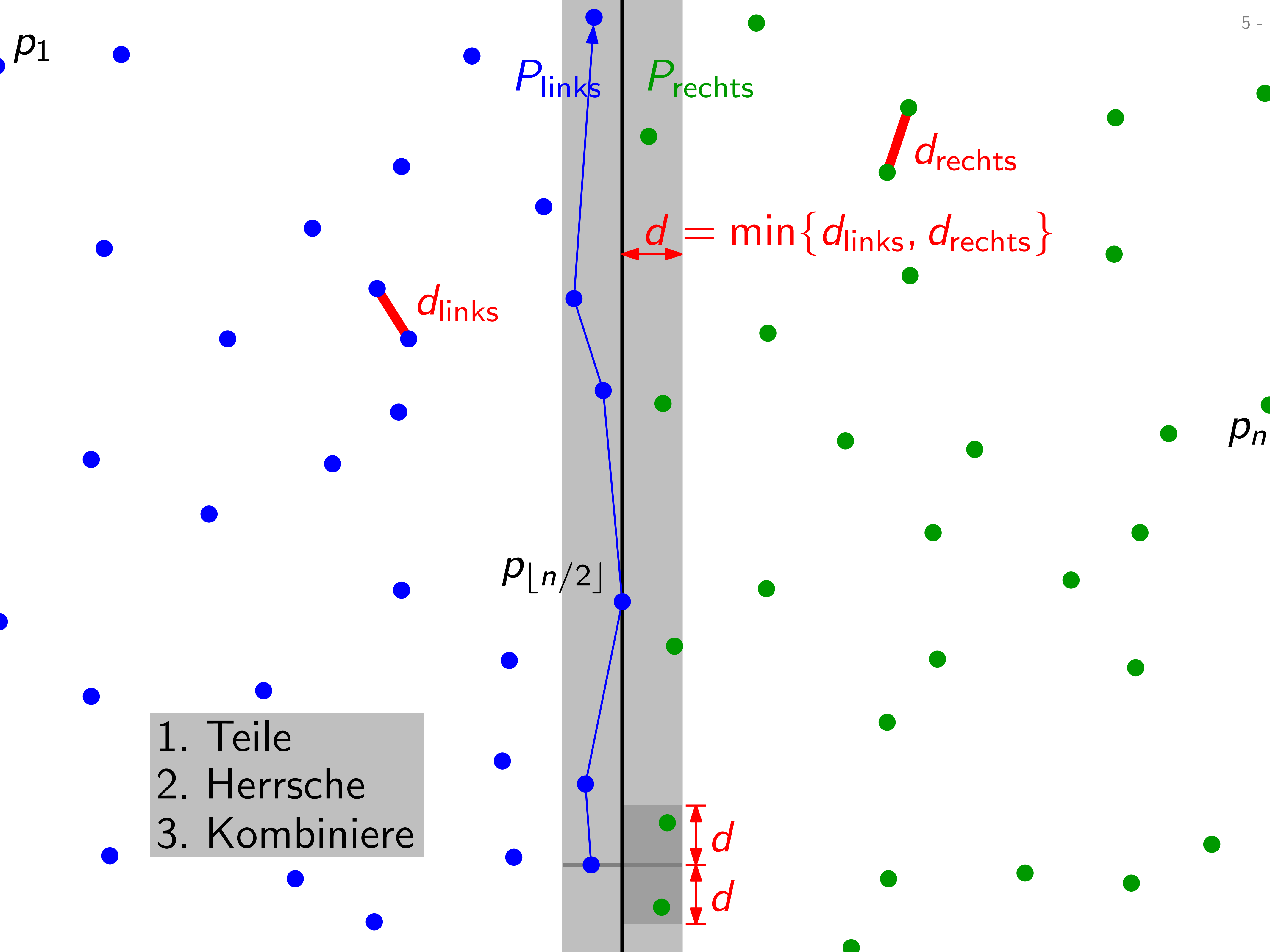
Lösung:

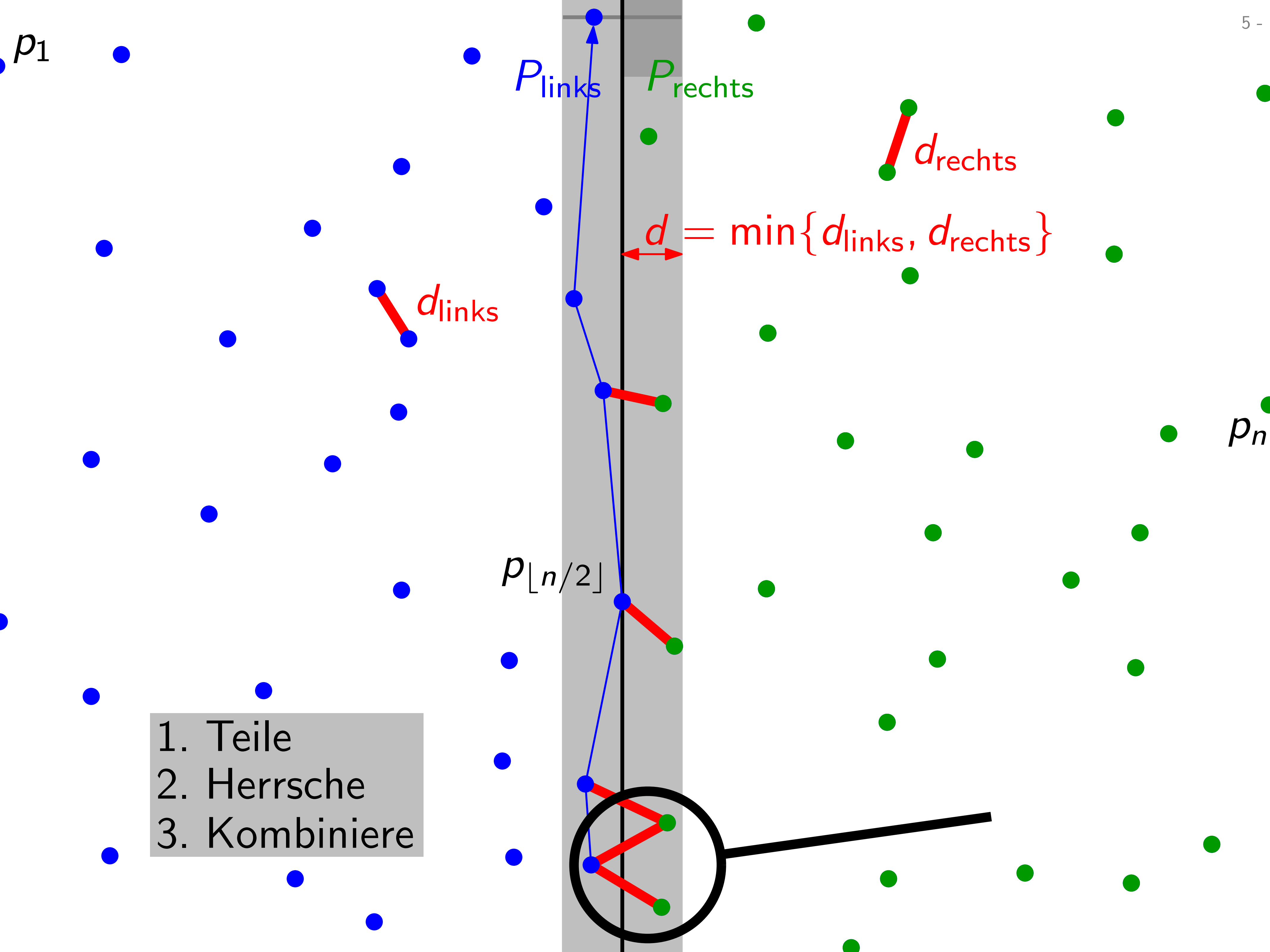
- Sortiere (nach x-Koordinate).
- Berechne Abstände aller *aufeinanderfolgender* Punktepaare.
- Bestimme das Minimum dieser Abstände.

Strukturelle Einsicht:

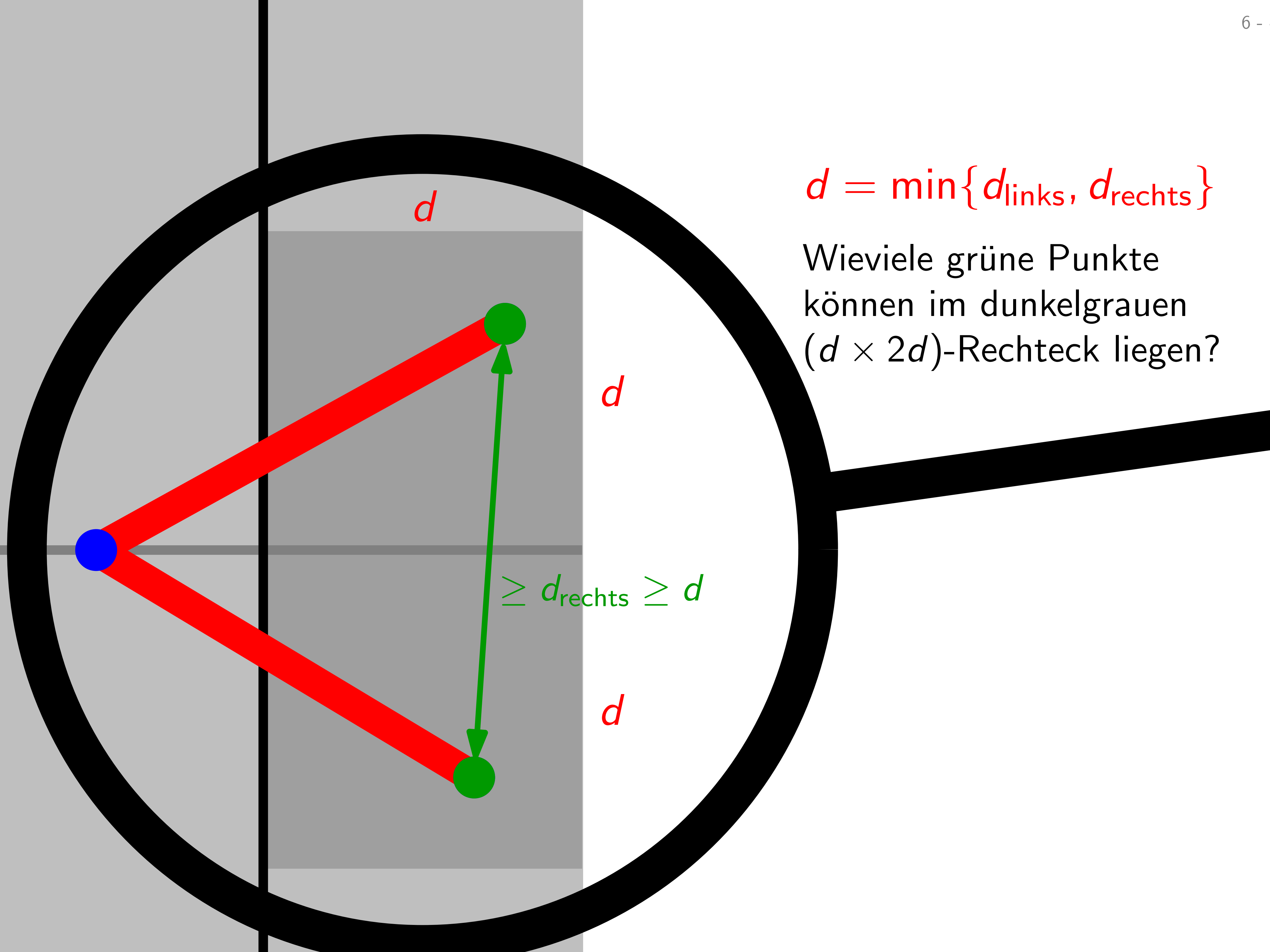
Kandidatenmenge der Größe $n-1$,
die gesuchtes Objekt enthält.


p_1
P_{links}
P_{rechts}
d_{rechts}
d_{links}
p_n
$p_{\lfloor n/2 \rfloor}$
1. Teile
2. Herrsche
3. Kombiniere
Anz. (,)-Kandidaten
für das nächste Paar?


p_1
P_{links}
P_{rechts}
d_{rechts}
$d = \min\{d_{\text{links}}, d_{\text{rechts}}\}$
d_{links}
p_n
$p_{\lfloor n/2 \rfloor}$
1. Teile
2. Herrsche
3. Kombiniere
d
d

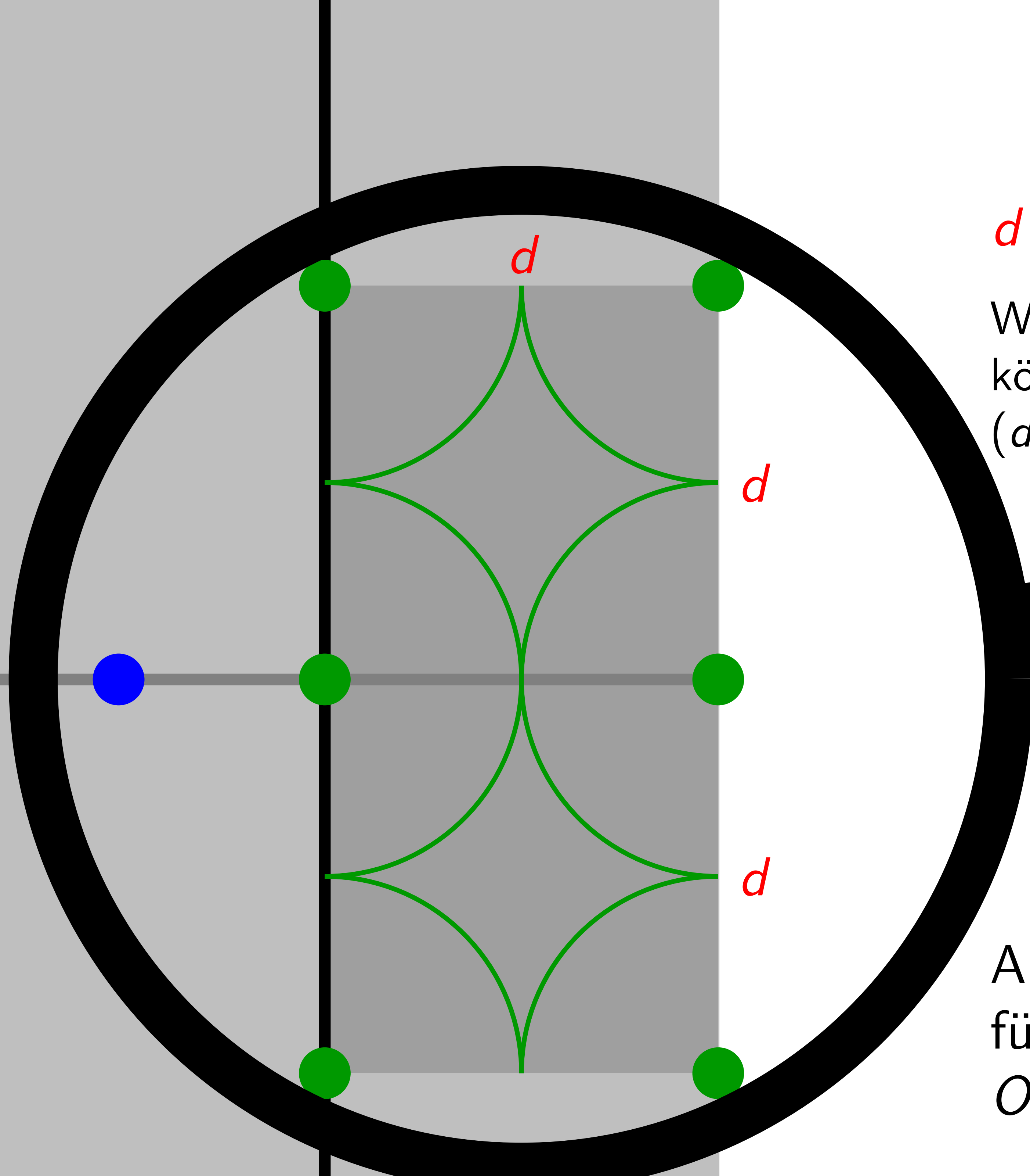


1. Teile
2. Herrsche
3. Kombiniere



$d = \min\{d_{\text{links}}, d_{\text{rechts}}\}$

Wieviele grüne Punkte können im dunkelgrauen ($d \times 2d$)-Rechteck liegen?



$d = \min\{d_{\text{links}}, d_{\text{rechts}}\}$

Wieviele grüne Punkte können im dunkelgrauen ($d \times 2d$)-Rechteck liegen?

Packungsargument: maximal 6!

$\Downarrow$

Anz. (●,●)-Kandidaten für das nächste Paar: $O(n)$. *Und finden?*

Algorithmus $\boxed{T(n) =} \begin{cases} \text{Laufzeit des rekursiven Teils,} \\ \text{d.h. ohne Vorverarbeitung (1.)} \end{cases}$

1. Sortiere P nach x-Koordinate $\to p_1, \dots, p_n$ mit $x_1 \leq \dots \leq x_n$
2. Teile: $P_{\text{links}} = \{p_1, \dots, p_{\lfloor n/2 \rfloor}\}$, $P_{\text{rechts}} = P \setminus P_{\text{links}}$
3. Herrsche:
   bestimme rekursiv kleinsten Abstand d_{links} v. Paaren in P_{links}
   d_{rechts} P_{rechts}
4. Kombiniere:
   - $d = \min\{d_{\text{links}}, d_{\text{rechts}}\}$
   - sortiere P_{links} und P_{rechts} nach y-Koordinate
   - gehe „gleichzeitig“ durch P_{links} und P_{rechts}:

     für jeden Punkt p in P_{links} gehe in P_{rechts} bis y-Koord. $y_p + d$;
     halte die letzten 6 Punkte im grauen Streifen aufrecht ($\to K_p$)
   - bestimme Min. d_{mitte} über alle $d(p, q)$ mit $p \in P_{\text{links}}$ und $q \in K_p$
   - gib Min. von d_{mitte}, d_{links} und d_{rechts} (und entspr. Paar) zurück

Algorithmus $\boxed{T(n) =} \; T(\lfloor n/2 \rfloor) + T(\lceil n/2 \rceil) + O(n \log n)$

1. Sortiere P nach x-Koordinate $\to p_1, \dots, p_n$ mit $x_1 \leq \dots \leq x_n$
2. Teile: $P_{\text{links}} = \{p_1, \dots, p_{\lfloor n/2 \rfloor}\}$, $P_{\text{rechts}} = P \setminus P_{\text{links}}$
3. Herrsche:
   bestimme rekursiv kleinsten Abstand d_{links} v. Paaren in P_{links}
   d_{rechts} P_{rechts}
4. Kombiniere:
   - $d = \min\{d_{\text{links}}, d_{\text{rechts}}\}$ $O(1)$
   - sortiere P_{links} und P_{rechts} nach y-Koordinate $O(n \log n)$
   - gehe „gleichzeitig“ durch P_{links} und P_{rechts}:
     für jeden Punkt p in P_{links} gehe in P_{rechts} bis y-Koord. $y_p + d$;
     halte die letzten 6 Punkte im grauen Streifen aufrecht ($\to K_p$)
   - bestimme Min. d_{mitte} über alle $d(p, q)$ mit $p \in P_{\text{links}}$ und $q \in K_p$
   - gib Min. von d_{mitte}, d_{links} und d_{rechts} (und entspr. Paar) zurück

$O(n)$

Laufzeit

$T(n) = T(\lfloor n/2 \rfloor) + T(\lceil n/2 \rceil) + O(n \log n)$

Also $T(n) \approx 2T(n/2) + O(n \log n)$

Rekursionsgleichung mit Master-Theorem lösen?

Bestimme Parameter für das Theorem:
$a = b = 2,\ f(n) = O(n \log n)$.

Betrachte $n^{\log_b a} = n^{\log_2 2} = n^1$.

$$\text{Gilt } f \in \left\{ \begin{array}{ll} O(n^{1-\varepsilon}) & \text{für ein } \varepsilon > 0 \\ \Theta(n^1) & \\ \Omega(n^{1+\varepsilon}) & \text{für ein } \varepsilon > 0 \end{array} \right\} ?$$

Nein, $f \colon n \mapsto O(n \log n)$ passt in keinen der drei Fälle.

Die Rekursionsbaummethode liefert... $T(n) = O(n \log^2 n)$.

Noch besser? $\boxed{T(n) \approx} \, 2T(n/2) + O(n \log n) = O(n \log^2 n)$

1. Sortiere P nach x-Koordinate $\rightarrow p_1, \ldots, p_n$ mit $x_1 \leq \cdots \leq x_n$
2. Teile: P in $P_{\text{links}} = \{p_1, \ldots, p_{\lfloor n/2 \rfloor}\}$ und $P_{\text{rechts}} = P \setminus P_{\text{links}}$
3. Herrsche:
   bestimme rekursiv kleinsten Abstand $\begin{array}{l} d_{\text{links}} \\ d_{\text{rechts}} \end{array}$ v. Paaren in $\begin{array}{l} P_{\text{links}} \\ P_{\text{rechts}} \end{array}$

?!

4. Kombiniere:
   - $d = \min\{d_{\text{links}}, d_{\text{rechts}}\}$
   - sortiere P_{links} und P_{rechts} nach y-Koordinate

$O(n)$

   - gehe „gleichzeitig“ durch P_{links} und P_{rechts}:
     für jeden Punkt p in P_{links} gehe in P_{rechts} bis y-Koord. $y_p + d$;
     halte die letzten 6 Punkte im grauen Streifen aufrecht ($\rightarrow K_p$)
   - bestimme Min. d_{mitte} über alle $d(p, q)$ mit $p \in P_{\text{links}}$ und $q \in K_p$
   - gib Min. von d_{mitte}, d_{links} und d_{rechts} (und entspr. Paar) zurück

Noch besser! $\boxed{T(n) \approx} 2T(n/2) + O(n \cancel{\log n}) = O(n \log^{\cancel{2}} n)$

1. Sortiere P nach x-Koordinate $\to p_1, \dots, p_n$ mit $x_1 \le \dots \le x_n$
   und $P' = P$ nach y-Koordinate $\to p'_1, \dots, p'_n$ mit $y'_1 \le \dots \le y'_n$
2. Teile: P in $P_{\text{links}} = \{p_1, \dots, p_{\lfloor n/2 \rfloor}\}$ und $P_{\text{rechts}} = P \setminus P_{\text{links}}$
   P' in P'_{links} und P'_{rechts} (sortiert nach y-Koordinate)
3. Herrsche:
   bestimme rekursiv kleinsten Abstand d_{links} v. Paaren in P_{links}
   d_{rechts} P_{rechts}
4. Kombiniere:

$O(n)$

- $d = \min\{d_{\text{links}}, d_{\text{rechts}}\}$
- gehe „gleichzeitig" durch P'_{links} und P'_{rechts}:
  für jeden Punkt p in P'_{links} gehe in P'_{rechts} bis y-Koord. $y_p + d$;
  halte die letzten 6 Punkte im grauen Streifen aufrecht ($\to K_p$)
- bestimme Min. d_{mitte} über alle $d(p, q)$ mit $p \in P'_{\text{links}}$ und $q \in K_p$
- gib Min. von d_{mitte}, d_{links} und d_{rechts} (und entspr. Paar) zurück

Zusammenfassung

1. Vorverarbeitung ($2\times$ Sortieren) $\quad O(n \log n)$

$$\left.\begin{array}{lll} 2. & \text{Teilen} & O(n) \\ 3. & \text{Herrschen} & 2T(n/2) \\ 4. & \text{Kombinieren} & O(n) \end{array}\right\} T(n) = O(n \log n)$$

[MergeSort-Rek.!]

Gesamtlaufzeit $\quad O(n \log n)$

Speicherplatzbedarf?

$O(n)$, wenn P' *in situ* in P'_{links} und P'_{rechts} zerlegt wird.

Ist die Laufzeit $O(n \log n)$ optimal?

Def. *Element-Uniqueness-Problem* *(für natürliche Zahlen)*
Gegeben eine Folge $a_1, \dots, a_n$ von n Zahlen,
kommt jede Zahl nur einmal vor, d.h. $a_i \neq a_j$ für $i \neq j$?

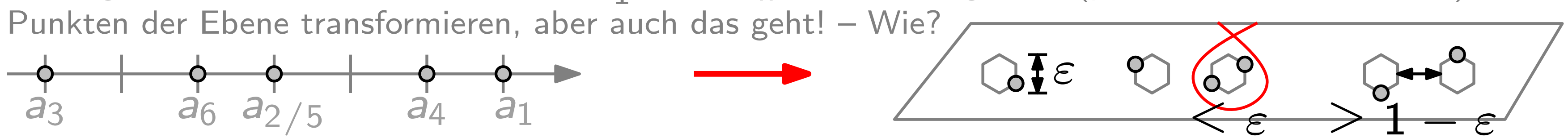
Satz. Das Element-Uniqueness-Problem kann nicht schneller als in $\Omega(n \log n)$ Zeit gelöst werden – wenn man als Rechenmodell das sogenannte *algebraische Entscheidungsbaummodell* zugrunde legt.

Was bedeutet das für das Problem *Nächstes Paar*?

Angenommen wir könnten Nächstes Paar in $o(n \log n)$ Zeit lösen – dann auch Element Uniqueness! ↯

Wie? Teste, ob das nächste Paar Abstand 0 hat!

Genaugenommen muss man die Zahlen $a_1, \dots, a_n$ in eine *Menge* von (paarweise verschiedenen!) Punkten der Ebene transformieren, aber auch das geht! – Wie?



Das heißt. . .

Satz. Das Problem Nächstes Paar kann nicht schneller als in $\Omega(n \log n)$ Zeit gelöst werden, wenn man als Rechenmodell das algebraische Entscheidungsbaummodell zugrunde legt.

Kor. Unser $O(n \log n)$-Zeit-Algorithmus für das Problem Nächstes Paar ist asymptotisch optimal, wenn man. . . .

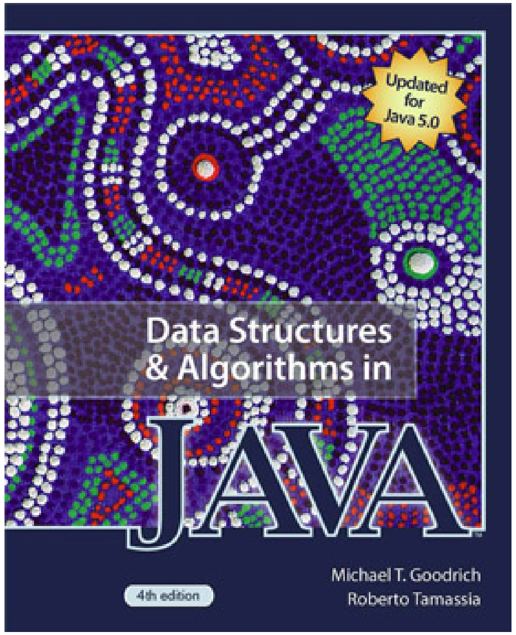
Учиться, учиться и учиться

- Implementieren Sie die einfache Brute-Force-Lösung in Java.

- Implementieren Sie einen einfachen Teile-und-Herrsche-Algorithmus, der im Herrsche-Schritt *alle* (quadratisch vielen) (•,•)-Kandidaten testet. *(Ist der schneller als der Brute-Force-Alg.?)*

- Implementieren Sie den hier vorgestellten Teile-und-Herrsche-Algorithmus, der in $O(n \log^2 n)$ Zeit läuft!

- Implementieren Sie den hier vorgestellten Teile-und-Herrsche-Algorithmus, der in $O(n \log n)$ Zeit läuft!



Goodrich & Tamassia:
Data Structures & Algorithms in Java.
Wiley, 4. Aufl., 2005 (5. Aufl., 2010)

Algorithmen & Datenstrukturen

Lernziele: In dieser Veranstaltung haben Sie schon gelernt. . .

- die Effizienz von Algorithmen zu messen und miteinander zu vergleichen,
- grundlegende Algorithmen und Datenstrukturen in Java zu implementieren,
- selbst Algorithmen und Datenstrukturen zu entwerfen sowie
- deren Korrektheit und Effizienz zu beweisen.

Inhalt:

- Grundlagen und Analysetechniken
- Sortierverfahren
- Java
- Datenstrukturen
- Graphenalgorithmen (kürzeste Wege, min. Spannbäume)
- Systematisches Probieren (dynamisches Progr., Greedy-Alg.)

To do