



Algorithmentheorie

01 - Einleitung

Prof. Dr. S. Albers

Organisatorisches

Vorlesung: Mo 9.00 – 11.00 Uhr
Mi 9.00 – 11.00 Uhr, alle 14 Tage
HS 00-026, Geb.101

Übungen: alle 14 Tage
Anmeldung bis 22. Oktober 2004

- Mo 11-13, SR 00-010/14, Geb. 101
- Di 11-13, SR 00-006, Geb. 051
- Mi 14-16, SR 00-034, Geb. 051
- Mi 16-18, SR 00-034, Geb. 051
- Do 14-16, SR 00-034, Geb. 051
- Do 16-18, SR 00-010/14, Geb. 101

Klausur: 17. März 2005

Teilnahmevoraussetzung:

- 50% der Übungen bearbeitet
- 1-mal in den Übungen vorgerechnet

Bonus bei bestandener Klausur:

Verbesserung um

- 1/3 Notenstufe, wenn 50% der Übungspunkte erzielt
- 2/3 Notenstufe, wenn 80% der Übungspunkte erzielt

Literatur

Th. Ottmann, P. Widmayer :
Algorithmen und Datenstrukturen
4. Auflage, Spektrum Akademischer Verlag,
Heidelberg, 2002

Th. Cormen, C. Leiserson, R. Rivest, C. Stein:
Introduction to Algorithms, Second Edition
MIT Press, 2001

Originalliteratur

Genauere Angaben zum Thema werden jeweils im
Web veröffentlicht

Algorithmen und Datenstrukturen

Entwurfsprinzipien und Analysetechniken für Algorithmen

- Divide and Conquer
- Greedy Prinzip
- Dynamische Programmierung
- Randomisierung
- Amortisierte Analyse

Algorithmen und Datenstrukturen

Problem-/Anwendungsbereich

- Geometrische Algorithmen
- Algebraische Algorithmen
- Graphenalgorithmen
- Datenstrukturen
- Internet-Algorithmen
- Optimierungsverfahren
- Zeichenkettenverarbeitung



Divide and Conquer

Das Divide - and - Conquer Prinzip

- Quicksort
- Formulierung und Analyse des Prinzips
- Geometrisches Divide – and – Conquer
 - Closest-Pair
 - Segmentschnitt
 - Voronoi-Diagramm

Quicksort: Sortieren durch Teilen



```
function Quick (F:Folge): Folge;  
{liefert zu unsortierter Folge F die sortierte}  
begin  
  if #F = 1 then Quick:=F  
  else { wähle Pivotelement v aus F;  
        teile F in  $F_l$  mit Elementen  $< v$ ,  
        und in  $F_r$  mit Elementen  $> v$   
        Quick:= Quick( $F_l$ ) v Quick( $F_r$ ) }  
end;
```

Formulierung des D&C Prinzips

Divide-and-Conquer Verfahren zur Lösung eines Problems der Größe n

1. Divide:

$n > c$: Teile das Problem in k Teilprobleme der Größe n_1, \dots, n_k auf ($k \geq 2$)

$n \leq c$: Löse das Problem direkt

2. Conquer:

Löse die k Teilprobleme auf dieselbe Art (rekursiv)

3. Merge :

Füge die berechneten Teillösungen zu einer Gesamtlösung zusammen

$T(n)$ – Maximale Anzahl von Schritten, um ein Problem der Größe n zu lösen

$$T(n) = \begin{cases} a & n \leq c \\ T(n_1) + \dots + T(n_k) \\ \quad + \text{Divide- und Mergeaufwand} & n > c \end{cases}$$

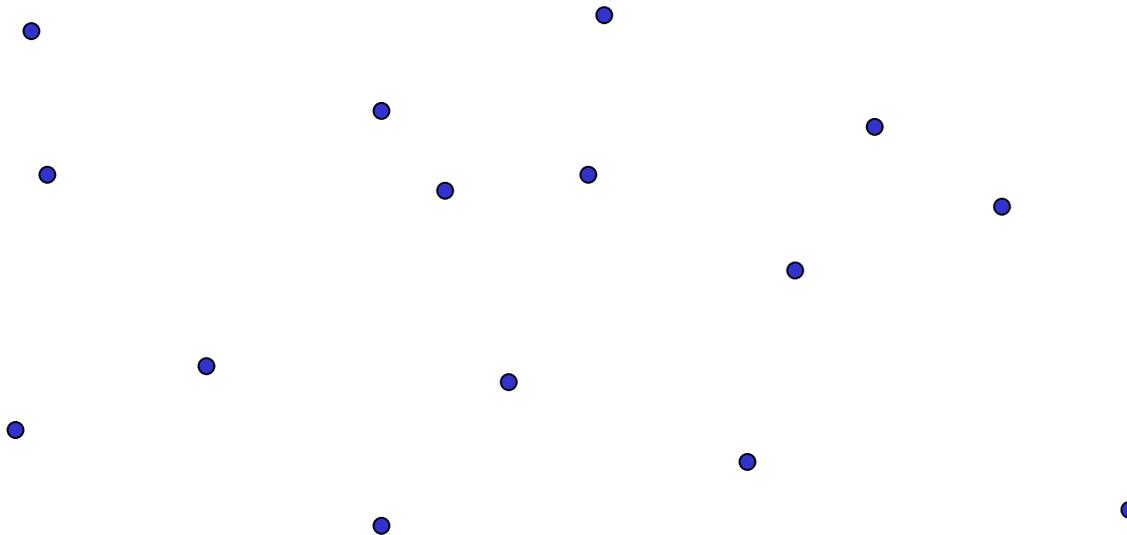
Spezialfall: $k = 2, n_1 = n_2 = n/2$
Divide- und Mergeaufwand : $DM(n)$

$$T(1) = a$$

$$T(n) = 2T(n/2) + DM(n)$$

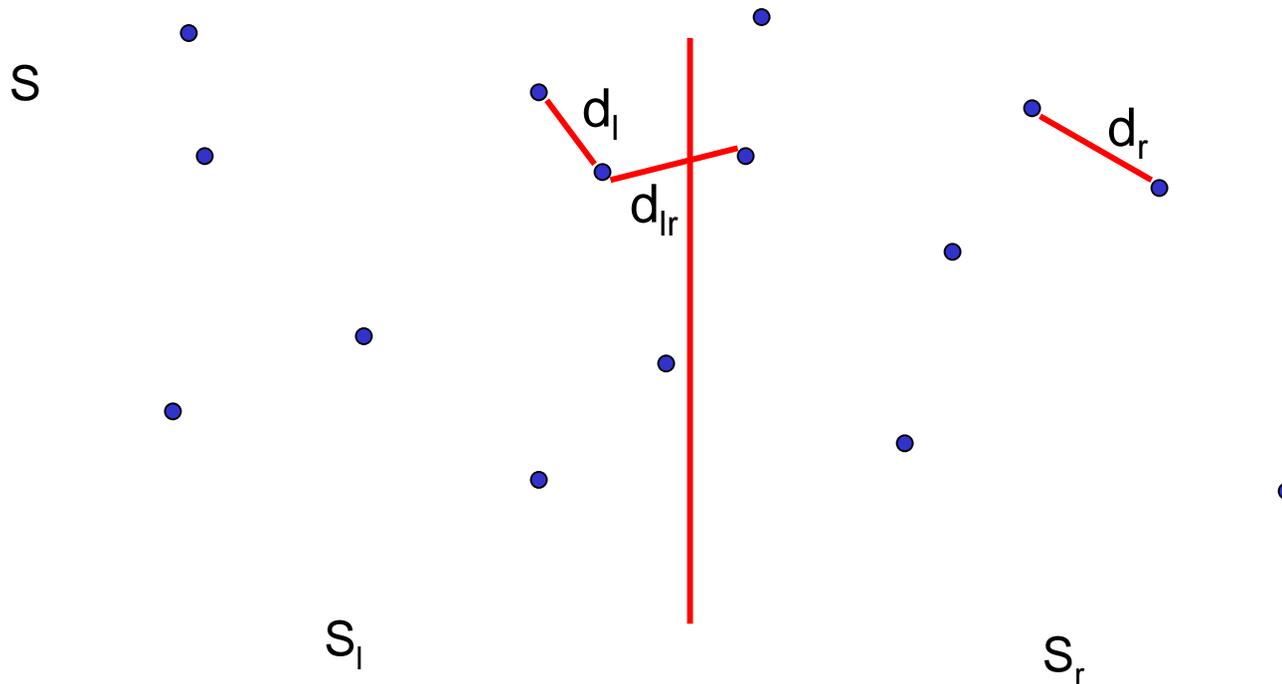
Closest Pair Problem:

Bestimme für eine Menge S von n Punkten ein Paar mit **minimaler Distanz**



Divide-and-Conquer Ansatz

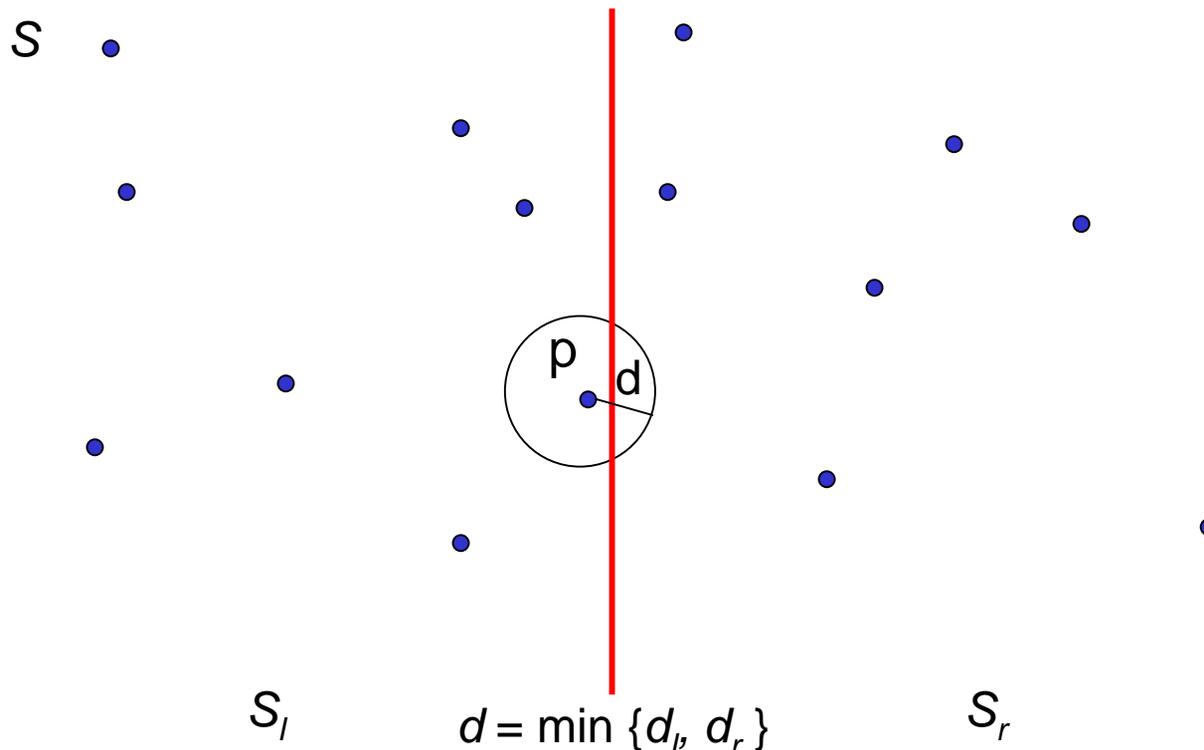
1. **Divide :** Teile S in zwei gleichgroße Mengen S_l und S_r
2. **Conquer:** $d_l = \text{mindist}(S_l)$ $d_r = \text{mindist}(S_r)$
3. **Merge:** $d_{lr} = \min\{d(p_l, p_r) \mid p_l \in S_l, p_r \in S_r\}$
return $\min \{d_l, d_r, d_{lr}\}$



Divide-and-Conquer Ansatz

1. **Divide :** Teile S in zwei gleichgroße Mengen S_l und S_r
2. **Conquer:** $d_l = \text{mindist}(S_l)$ $d_r = \text{mindist}(S_r)$
3. **Merge:** $d_{lr} = \min\{d(p_l, p_r) \mid p_l \in S_l, p_r \in S_r\}$
return $\min \{d_l, d_r, d_{lr}\}$

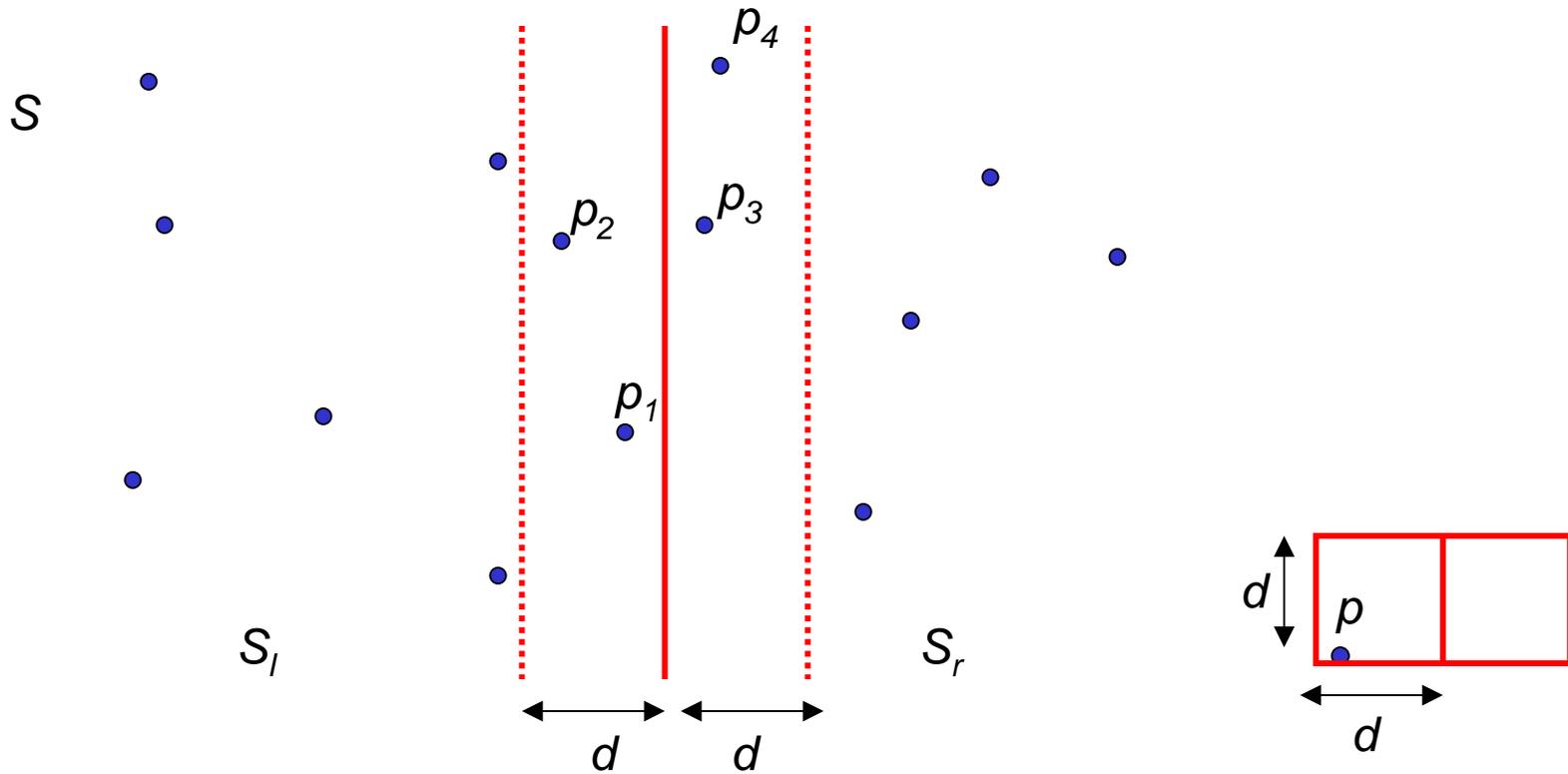
Berechnung von d_{lr} :



Merge - Schritt

1. Betrachte nur Punkte im Abstand d von der Mittellinie, gemäß aufsteigenden y -Koordinaten
2. Betrachte zu jedem Punkt p alle Punkte q mit y -Abstand höchstens d ; es gibt maximal 7 solche Punkte

Merge - Schritt



$$d = \min \{d_l, d_r\}$$

Implementierung

- Sortiere Eingabepunkte anfangs einmal gemäß steigenden x-Koordinaten $O(n \log n)$
- Sind Teilprobleme S_l , S_r gelöst, so erzeuge Liste der Punkte in S gemäß steigenden y-Koordinaten (Mergesort)

Laufzeit (Divide-and-Conquer)

$$T(n) = \begin{cases} 2T(n/2) + an & n > 3 \\ a & n \leq 3 \end{cases}$$

- Rate Lösung durch wiederholtes Einsetzen
- Verifiziere durch Induktion

Lösung: $O(n \log n)$

Rate durch wiederholtes Einsetzen

$$T(n) = \begin{cases} 2T(n/2) + an & n > 3 \\ a & n \leq 3 \end{cases}$$

$$T(n) =$$

Verifiziere durch Induktion

$$T(n) \leq an \log n$$

$$T(n) = \begin{cases} 2T(n/2) + an & n > 3 \\ a & n \leq 3 \end{cases}$$

$$n = 2^i$$

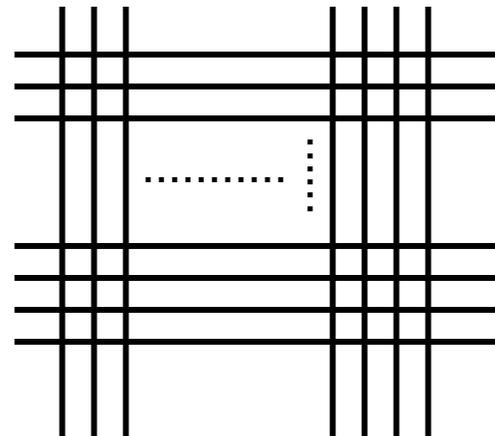
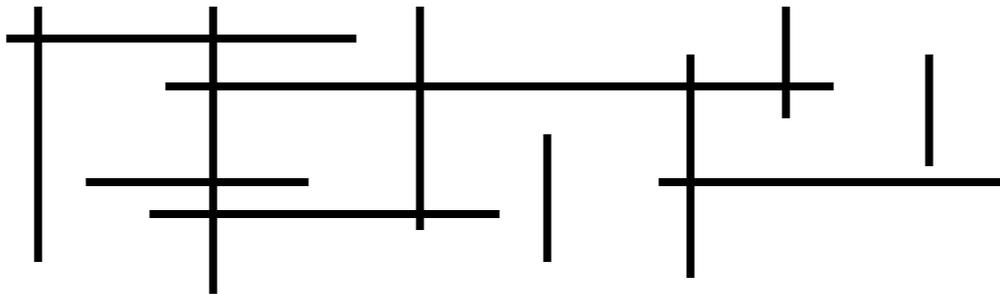
$$i = 1: \text{ ok}$$

$$i > 1$$

$$T(2^i) =$$

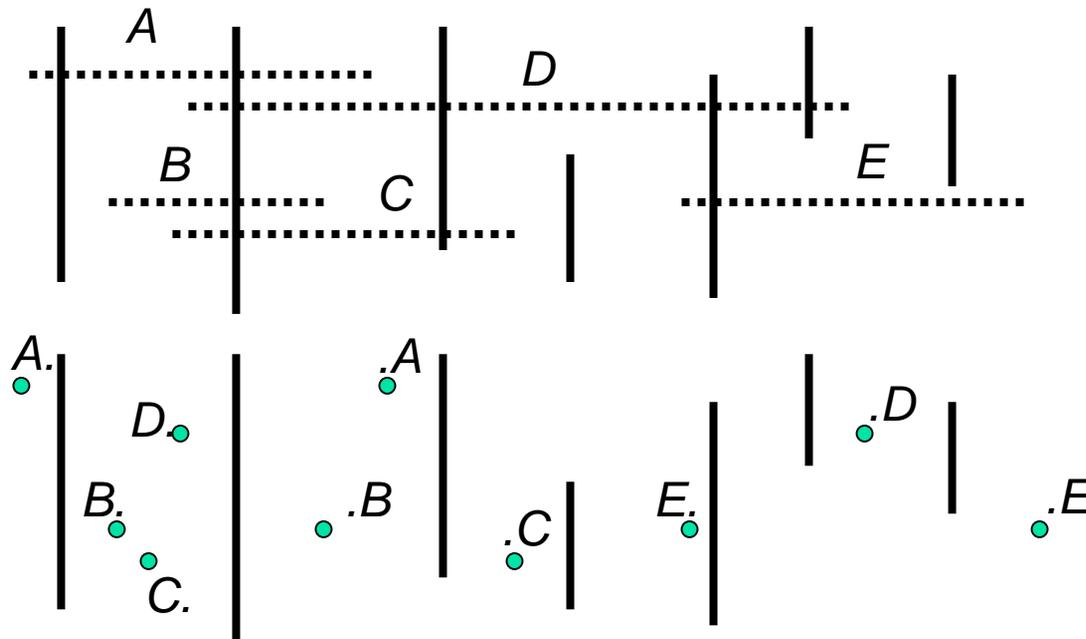
Segmentschnittproblem

Bestimme alle Paare sich schneidender Segmente



Segmentschnittproblem

Bestimme alle Paare sich schneidender Segmente



Die getrennte Repräsentation der Segmente erlaubt eine Aufteilung

ReportCuts

Input: Menge S bestehend aus vertikalen Segmenten und Endpunkten von horizontalen Segmenten.

Output: Alle Schnittpunkte von vertikalen Segmenten mit horizontalen Segmenten, von denen mindestens ein Endpunkt in S ist.

1. Divide

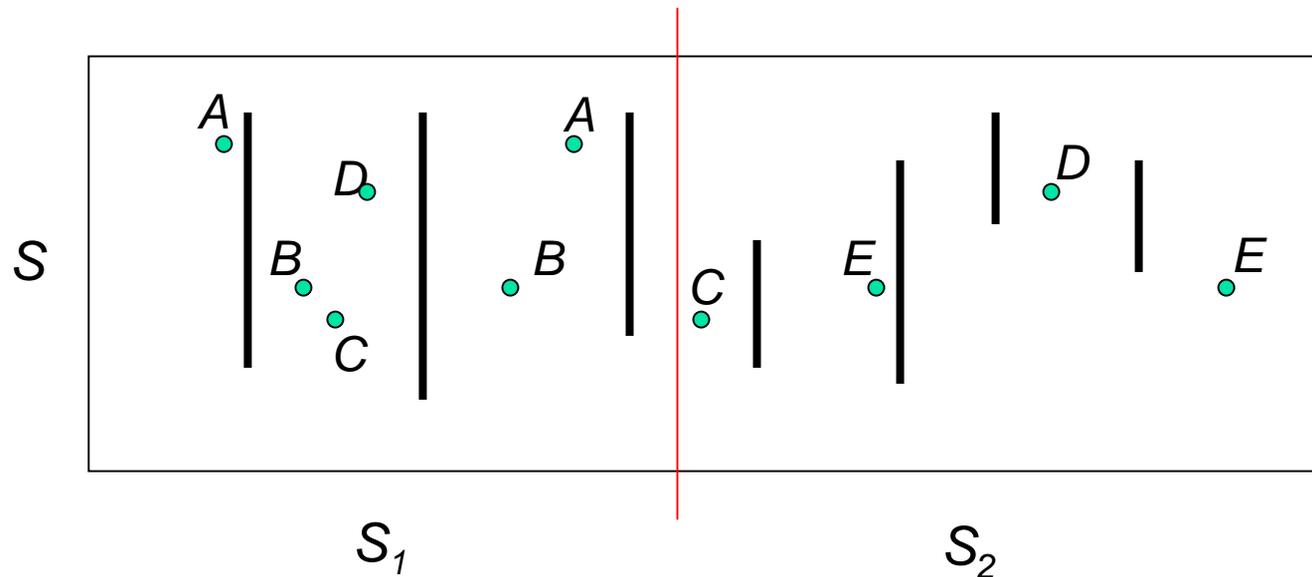
if $|S| > 1$

then teile S mittels einer vertikalen Geraden G in zwei gleichgroße Mengen S_1 (links von G) und S_2 (rechts von G)

else S enthält keine Schnitte

ReportCuts

1. Divide-Schritt



2. Conquer

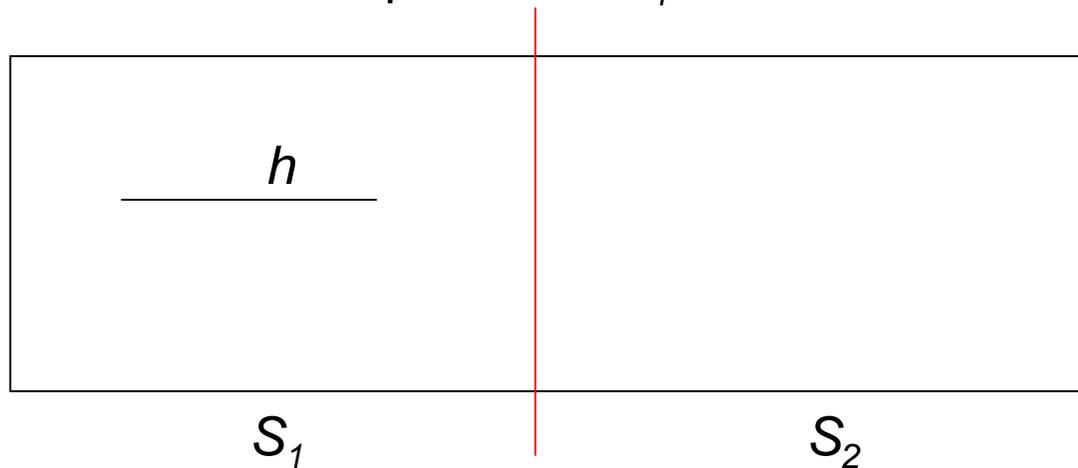
ReportCuts(S_1); ReportCuts(S_2)

ReportCuts

3. Merge: ???

Mögliche Schnitte für ein horizontales Segment in S_1

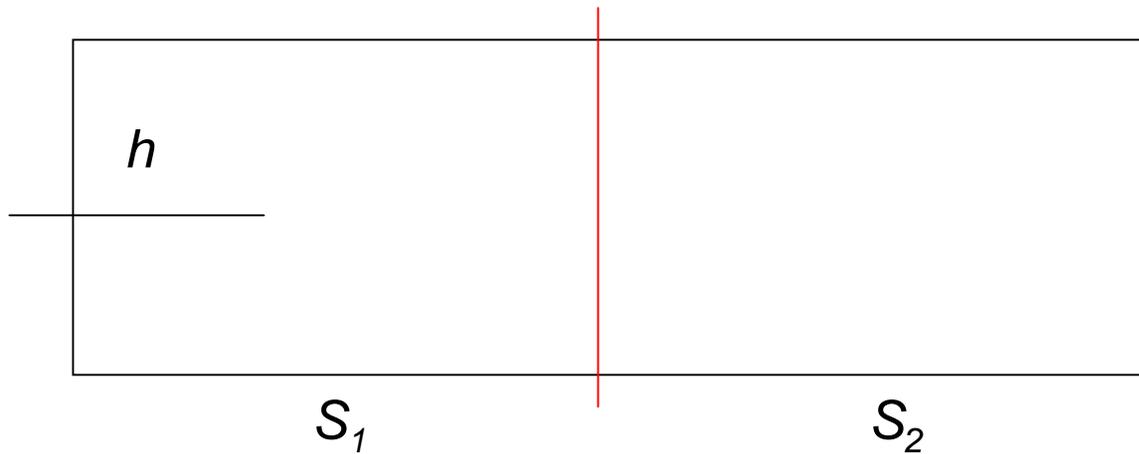
Fall 1: beide Endpunkte in S_1



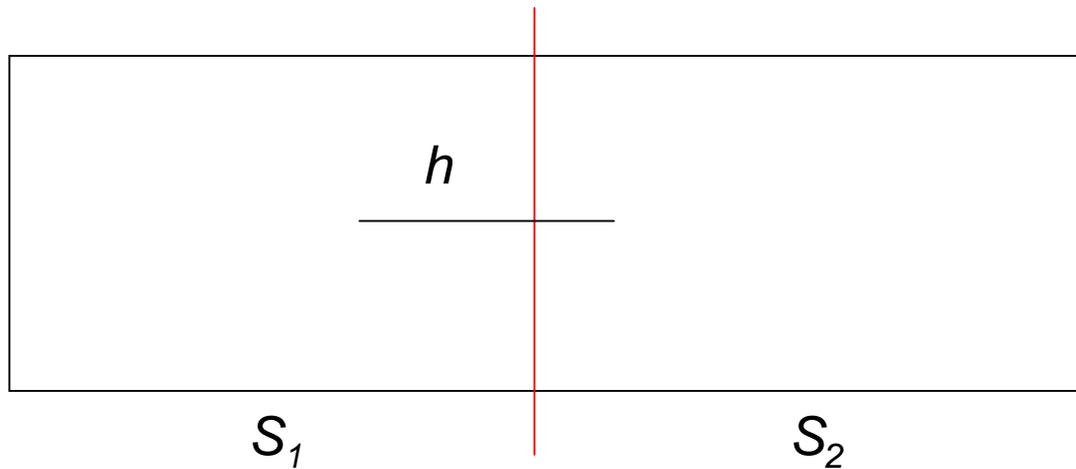
ReportCuts

Fall 2: nur ein Endpunkt von h in S_1

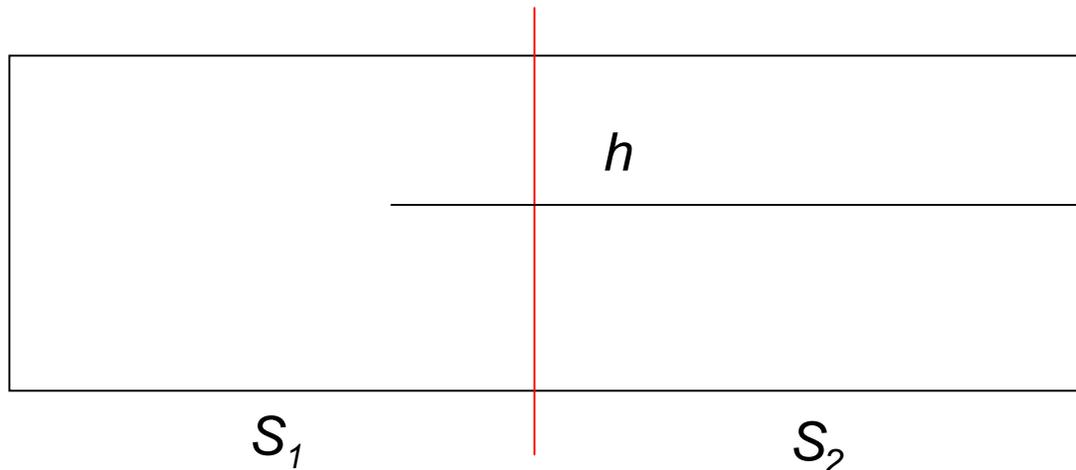
2 a) rechter Endpunkt in S_1



2 b) linker Endpunkt von h in S_1



rechter Endpunkt
in S_2

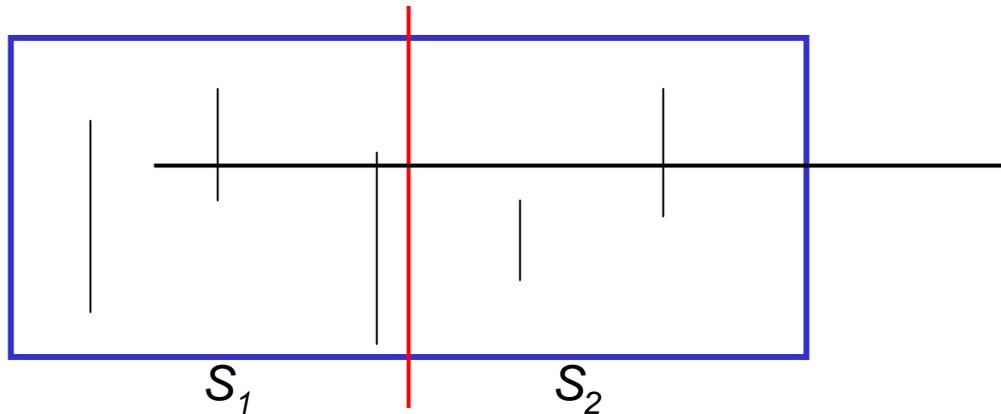


rechter Endpunkt
nicht in S_2

Verfahren: ReportCuts(S)

3. Merge:

Gib Schnitte aus zwischen vertikalen Segmenten in S_2 und horizontalen Segmenten in S_1 , bei denen linker Endpunkt in S_1 und rechter Endpunkt weder in S_1 noch S_2
 Analog für S_1



Implementierung

Menge S

$L(S)$: y -Koordinaten aller linken Endpunkte in S , deren rechter Partner nicht in S

$R(S)$: y -Koordinaten aller rechten Endpunkte in S , deren linker Partner nicht in S

$V(S)$: y -Intervalle der vertikalen Segmente in S

Basisfälle

S enthält nur ein Element s

Fall 1: $s = (x, y)$ ist ein linker Endpunkt

$$L(S) = \{y\} \quad R(S) = \emptyset \quad V(S) = \emptyset$$

Fall 2: $s = (x, y)$ ist ein rechter Endpunkt

$$L(S) = \emptyset \quad R(S) = \{y\} \quad V(S) = \emptyset$$

Fall 3: $s = (x, y_1, y_2)$ ist ein vertikales Segment

$$L(S) = \emptyset \quad R(S) = \emptyset \quad V(S) = \{[y_1, y_2]\}$$

Merge-Schritt

$L(S_i), R(S_i), V(S_i) \quad i=1,2$ seien berechnet $S = S_1 \cup S_2$

$L(S) =$

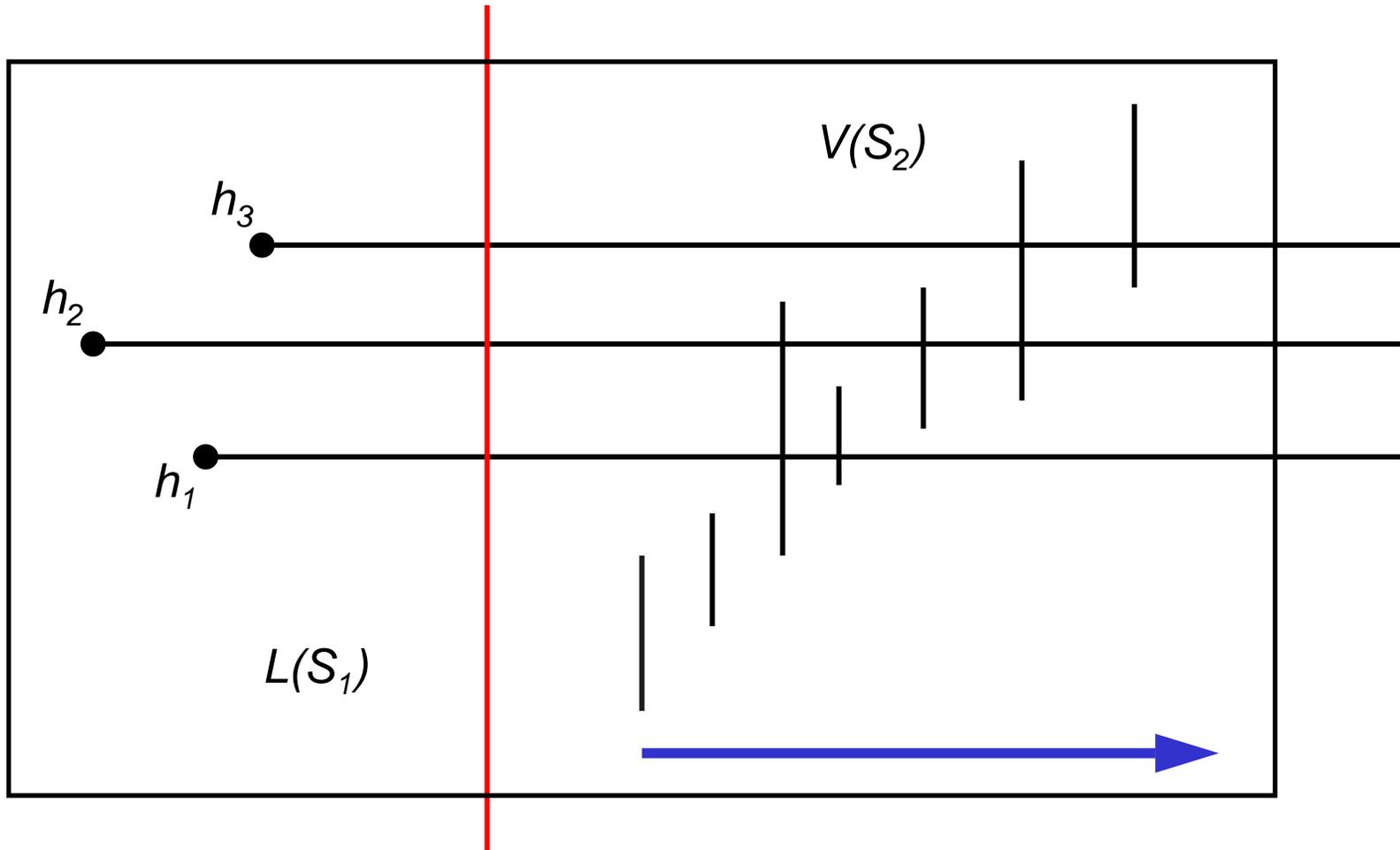
$R(S) =$

$V(S) =$

L, R : sortiert nach steigenden y -Koordinaten
verkettete Listen

V : sortiert nach steigenden unteren Endpunkten
verkettete Liste

Ausgabe der Schnittpunkte



Laufzeit

Eingabe (vertikale Seg., linke/rechte Endpunkte horizontaler Seg.)
wird anfangs einmal **sortiert; abgespeichert in Array**.

Divide-and-Conquer:

$$T(n) = 2T(n/2) + an + \text{Größe der Ausgabe}$$

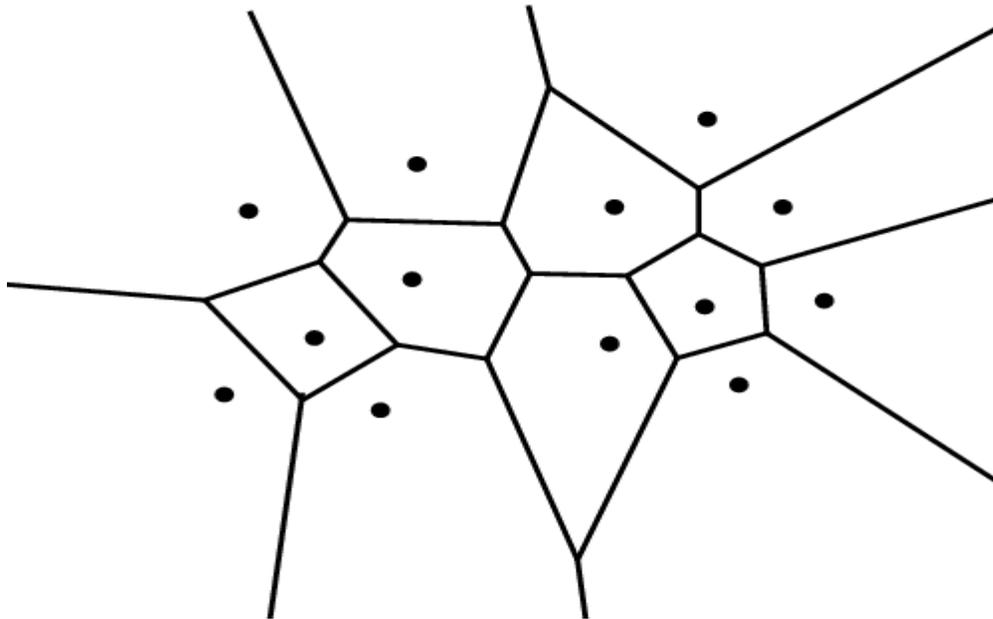
$$T(1) = O(1)$$

$$O(n \log n + k) \quad k = \#\text{Schnittpunkte}$$

Berechnung des Voronoi-Diagramms

Gegeben: Eine Menge von Orten (sites)

Gesucht: Eine Unterteilung der Ebenen in Regionen gleicher nächster Nachbarn



Definition von Voronoi-Diagrammen

P : Menge von Orten

$$H(p | p') = \{x | x \text{ liegt n\u00e4her an } p \text{ als an } p'\}$$

Voronoi-Region von p

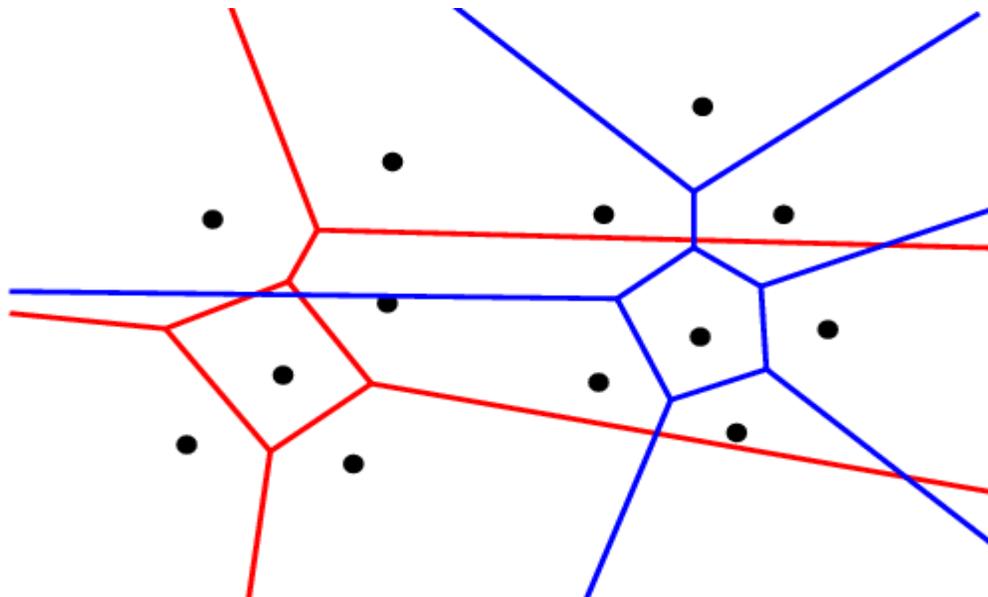
$$VR(p) = \bigcap_{p' \in P \setminus \{p\}} H(p | p')$$

Berechnung des Voronoi-Diagramms

Divide : Einteilung der Menge der Orte in zwei Hälften

Conquer: Rekursive Berechnung der beiden kleineren Voronoi-Diagramme

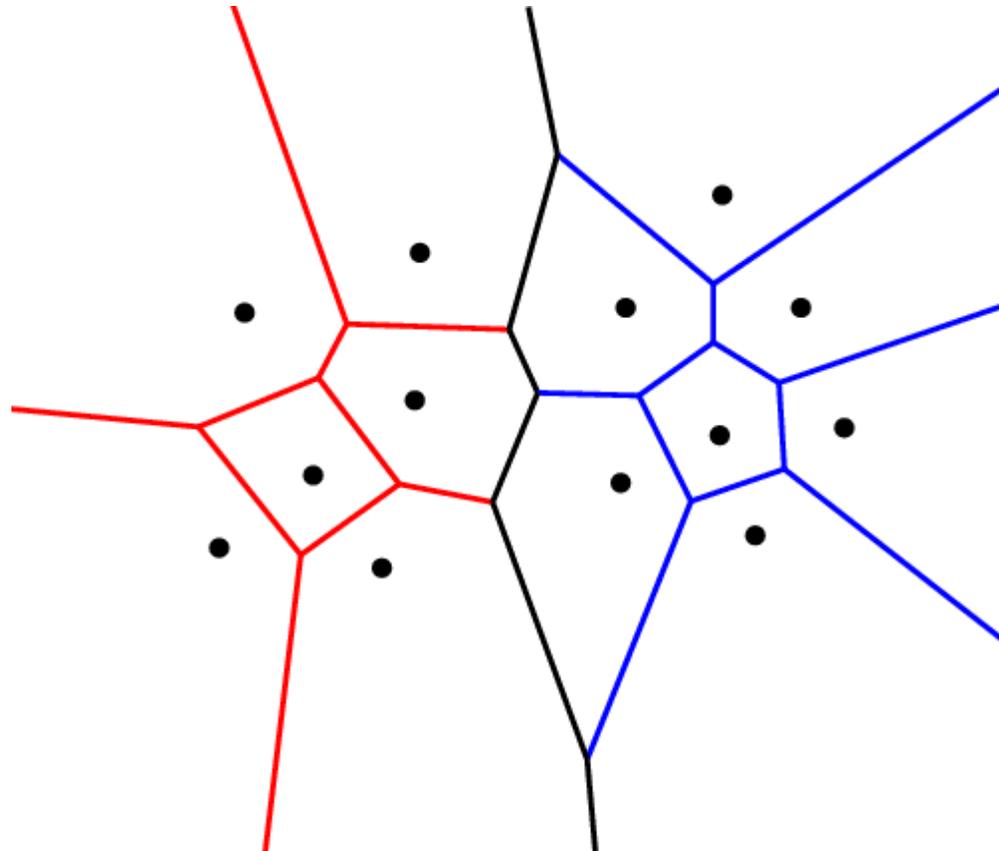
Abbruchbedingung: Voronoi-Diagramm eines einzelnen Ortes ist die gesamte Ebene



Merge: Verbindung der Diagramme durch einen Kantenzug

Berechnung des Voronoi-Diagramms

Ergebnis: Das fertige Voronoi-Diagramm



Laufzeit: Bei n gegebenen Orten $O(n \log n)$