

Übungsblatt 5Julius Auer, Alexa Schlegel

Aufgabe 1 (Suchen in ebenen Unterteilungen):

Sei $G = (V, E, F)$ die ebene Unterteilung mit Knoten, Kanten und Facetten, wobei die Anzahl der Kanten und Facetten asymptotisch durch die Anzahl Knoten begrenzt ist, also $|E|, |F| \in O(n), n = |V|$.

Idee ist, die Ebene vertikal entlang der y-Koordinaten der Punkte und horizontal entlang der Geraden, welche die vertikalen Trennlinien schneiden, aufzuteilen. Hierzu werden in einem Array A (auf dem später eine Binärsuche ausgeführt werden kann) Dupel (z_i, X_i) gespeichert, wobei z_i die y-Koordinate einer Trennlinie ist und $X_i = \{(e_1, f_1), \dots, (e_m, f_m)\}$ ein Array (für spätere Binärsuche) in dem alle Strecken gespeichert werden, die zwischen z_i und z_{i+1} entlang einer Kante $e \in E$ verlaufen. Es kann nur $O(n)$ solche Strecken geben und aufgrund der Planarität von G werden sich auch diese Strecken nie schneiden. Dadurch teilen die Strecken die "Spalte" zwischen z_i und z_{i+1} in $O(n)$ disjunkte Teilräume, für welche die jeweils zugehörige Facette $f_j \in F$ bestimmt werden kann:

Algorithm 1 $INIT(V = \{(x_1, y_1), \dots, (x_n, y_n)\}, E, A = \{(z_1, X_1), \dots, (z_n, X_n)\})$

```
1: sort  $V$  by y-coordinate
2: for each  $y_i \in \{y_1, \dots, y_n\}$  do
3:    $z_i := y_i$ 
4: end for
5: for each  $z_i \in \{z_1, \dots, z_n\}$  do
6:   for each  $e \in E$  do
7:     if  $e$  intersects vertical line through  $z_i$  then
8:        $f :=$  find face directly below  $e$  and between  $z_i$  and  $z_{i+1}$ 
9:        $X_i \leftarrow (e, f)$ 
10:    end if
11:  end for
12:  sort  $X_i$  by y-coordinate of left intersection
13:  copy  $X_i$  to array
14: end for
```

Speicherkomplexität ist offensichtlich $O(n^2)$ für das Array.

Zeitkomplexität ist insgesamt $O(n^3)$, gegeben durch:

- $O(n \cdot \log n)$ für Sortieren mit geeignetem Algorithmus (1-4)
- n Ausführungen der äußeren Schleife (5)
- $O(n)$ Ausführungen der inneren Schleife (6)
- in den Schleifen:
 - konstante Zeit für die Operationen (7, 9-11)
 - $O(n)$ für das Finden der passenden Facette (8) wenn naiv alle Facetten ausprobiert werden

- $O(n \cdot \log n)$ für Sortieren mit geeignetem Algorithmus (12)
- $O(n)$ zur Umwandlung einer Liste in ein Array (13)

Nach dieser Vorverarbeitung kann für einen gegebenen Punkt $p = (x, y)$ mittels Binärsuche auf $\{z_1, \dots, z_n\}$ die passende "Spalte" z_i gefunden werden, und mit einer zweiten Binärsuche auf $X_i = \{(e_1, f_1), \dots, (e_m, f_m)\}$ die passende Facette gefunden werden, indem on-the-fly geprüft wird ob p ober- oder unterhalb einer Strecke e_j liegt. Der Algorithmus ist trivial und die Zeitkomplexität offensichtlich $O(\log n)$.

Aufgabe 2 (L_1 -Voronoi-Diagramme):

In L_1 -Metrik beschreiben die Punkte mit Abstand d von einem Punkt ein Quadrat mit Seitenlänge $2 \cdot d$ (Abb. 1).

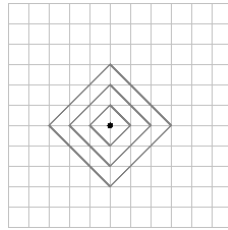


Abbildung 1: Punkte mit Abständen 1,2,3 von einem Punkt liegen auf den Ränder dieser Quadrate

Eine zwei Voronoi-Regionen trennende Kante hat nun stets eine von drei möglichen Formen, welche vom Verhältnis zwischen der X-Differenz und der Y-Differenz der Punkte bestimmt wird. Dominiert die X-Differenz, wird die Kante senkrecht "aussehen". Dominiert die Y-Differenz, wird die Kante waagrecht "aussehen".

Es sind im Folgenden die drei Fälle abgebildet, dass bei zwei Punkten die Y-Differenz (Abb. 2), die X-Differenz (Abb. 3) oder keine der beiden (Abb. 4) dominiert.

Jede Abbildung zeigt die drei untergeordneten Fälle, bei denen der in der dominanten Dimension größere Punkt in der rezessiven Dimension kleiner/gleich/größer dem anderen Punkt ist. Andere Fälle als die gezeigten sieben kann es nicht geben.

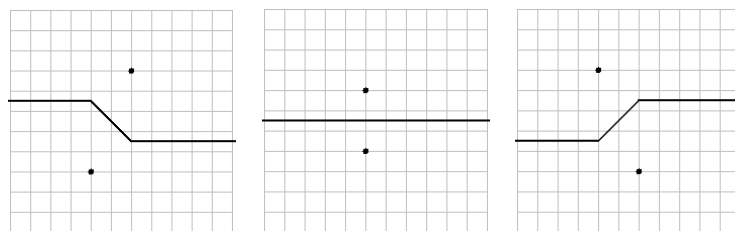


Abbildung 2: Fall 1: $\left| \frac{x_1 - x_2}{y_1 - y_2} \right| < 1$

Auffällig ist hier der letzte, entartete Fall, bei dem eine Menge von Punkten (rot) zu beiden Punkten equidistant ist und keine Kante sondern eine Fläche beschreibt. Wie dieser Fall im Kontext von Voronoi-Diagrammen behandelt werden sollte ist nicht aus deren Definition abzuleiten. In der Praxis sollte dieser Fall jedoch ohnehin nur relevant sein, wenn mit Ganzzahligen Koordinaten gerechnet wird.

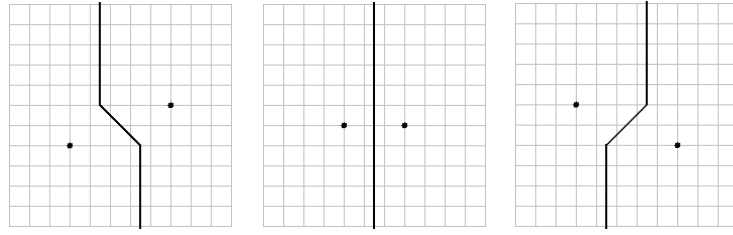


Abbildung 3: Fall 2: $\left| \frac{x_1 - x_2}{y_1 - y_2} \right| > 1$

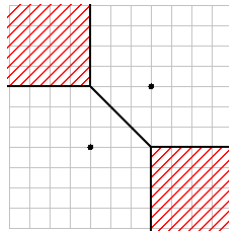


Abbildung 4: Fall 3: $\left| \frac{x_1 - x_2}{y_1 - y_2} \right| = 1$

Aufgabe 3 (Suche in ebenen Unterteilungen - Verallgemeinerung):

Die Lokalisierungsdatenstruktur (LDS) wurde in der Vorlesung als gerichteter azyklischer Graph (DAG) beschrieben und funktioniert für ebene Unterteilungen, wo jede Facette ein Dreieck ist, auch die Außenfacette.

Wir werden nun im ersten Schritt aus der beliebigen Unterteilung der Ebene eine Triangulierung erzeugen indem ein Dreieck als Außenfacette. Im zweiten Schritt wenden wir darauf den in der Vorlesung vorgestellten Algorithmus zur Konstruktion der LDS an.

- Um die vorhandene Unterteilung U ein großes Dreieck D legen, sodass alle Strecken im Inneren des Dreiecks liegen.
- Schnittpunkte von D mit Strahlen der Unterteilung U als Knoten in U aufnehmen.
- Eckpunkte des Dreiecks auch in U aufnehmen.
- Inneres von U Triangulieren $\rightarrow G$.
- Algorithmus zur Konstruktion der LDS(G) anwenden.

Folgendes wurde in der Vorlesung definiert:

- eingebetteter Graph G entspricht S_1
- S_h ist das äußere, umschließende Dreieck
- $h = O(\log n)$
- I ist die unabhängige Knotenmenge

Vorverarbeitungszeit Ich schätze das Dreieck drumrumbauen dauert $O(n)$, weil man irgendwie das min- x , max- x finden muss um das Dreieck zu konstruieren? Das Berechnen der

Algorithm 2 Algorithmus zur Konstruktion der LDS(G)

```
1: Sei  $S_1 = G$ 
2: Für jedes  $\triangle$  in  $G$  erzeuge einen Knoten in LDS( $G$ )
3:  $i = 1$ 
4: while  $|S_i| > 3$  do
5:   Berechne von  $I$ 
6:   Entferne  $I$  aus  $S_i$ 
7:   Trianguliere  $S_i \setminus I \rightarrow S_{i+1}$ 
8:   für jedes neue  $\triangle t$  in  $S_{i+1}$  erzeuge einen Knoten  $K(t)$  in LDS( $G$ ) und füge eine Kante von
      $K(t)$  zu allen Knoten von Dreiecken von  $S_i$  die von  $t$  geschnitten werden
9:    $i++$ 
10: end while
```

Algorithm 3 Lokalisiere (q , LDS(G))

```
1: if  $q \notin S_h$  then
2:   return  $q$  liegt in Außenfacette
3: end if
4:  $v = \text{Wurzel}(\text{LDS}(G))$ 
5: while  $v$  hat Nachfolger do
6:   for all Nachfolger  $u$  von  $v$  do
7:     if  $q$  ist in Dreieck von  $u$  then
8:        $v = u$ 
9:     end if
10:  end for
11: end while
12: return  $q$  liegt im Dreieck von  $v$ 
```

Schnittpunkte kann man vernachlässigen.
 $\rightarrow O(n)$

Speicherbedarf Es kommen nur konstant viele Knoten hinzu. 3 Knoten für das Dreieck und noch ein paar Schnittpunkte. Also bleibt es bei dem was in der Vorlesung gesagt wurde.
 $\rightarrow O(n)$

Anfragezeit Bleibt gleich, oder?
 $\rightarrow O(\log n)$