

Vorlesung Algorithmische Geometrie

Einführung & Konvexe Hülle

LEHRSTUHL FÜR ALGORITHMIK I · INSTITUT FÜR THEORETISCHE INFORMATIK · FAKULTÄT FÜR INFORMATIK

Martin Nöllenburg
12.04.2011



Dozent



- Martin Nöllenburg
- noellenburg@kit.edu
- Raum 319
- Sprechzeiten: Termin per Mail vereinbaren

Übungsleiter



- Andreas Gemsa
- gemsa@kit.edu
- Raum 322
- Sprechzeiten: Termin per Mail vereinbaren

Termine

- Vorlesung: Di 9:45 – 11:15 Uhr, Raum 131
- Übung: Do 10:15 – 11:00 Uhr, Raum 131 (ab 21.04.)

Webseite

www.itl.kit.edu/teaching/sommer2011/compgeom

- aktuelle Informationen
- Vorlesungsfolien
- Übungsblätter

Algorithmische Geometrie im Master-/Diplom-Studium

Grundstudium/Bachelor

Hauptstudium/Master

Informatik I-IV → Algorithmentechnik →
Algorithmen 1+2 →
Theoretische Grundlagen →

Algorithmische
Geometrie

⋮

VF Algorithmentechnik,
Theoretische Grundlagen,
Computergrafik

Lernziele: Am Ende der Vorlesung können Sie

- Begriffe, Strukturen und Problemdefinitionen erklären
- behandelte Algorithmen ausführen, erklären und analysieren
- geeignete Algorithmen und Datenstrukturen auswählen und anpassen
- neue geometrische Probleme analysieren und eigene effiziente Lösungen entwerfen

Vorkenntnisse: Algorithmik und elementare Geometrie

Anforderungen/Prüfung:

5LP = 150h

- aktive Teilnahme an Vorlesung und Übung ca. 35h
- Bearbeiten der Übungsblätter ca. 50h
- mündliche Prüfung (einzeln oder im Vertiefungsfach) ca. 50h

Ausgabe Blatt 1

for Woche $i = 2 \dots 14$ **do**

if Tag == Dienstag **then**

 Ausgabe Blatt i

 Abgabe Blatt $(i - 1)$

if Tag == Donnerstag & !isFeiertag(Tag) **then**

 Besprechung Blatt $(i - 1)$

- Bearbeitung der Aufgaben und Abgabe der Lösungen in Zweiergruppen erwünscht
- Übung wöchentlich 45 Minuten
- abweichende Regelung an Feiertagen
- **Achtung: erste Übung am 21.04. in Raum –118**

Vertiefungsvorlesungen

- Algorithmen für planare Graphen
(Di 13:00 Uhr, Do 14:00 Uhr)
- Algorithmen zur Routenplanung
(Mo 14:00 Uhr, Do 11:30 Uhr)

Seminare

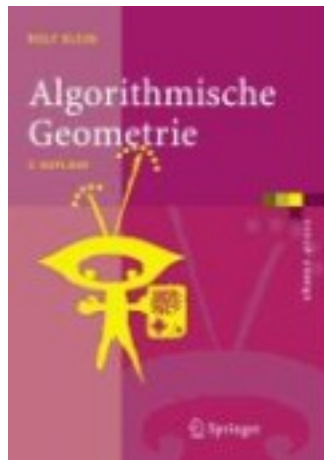
- Geometrische Algorithmen in der Computergrafik
- Expandergraphen

Praktikum

- Graphengeneratoren



M. de Berg, O. Cheong, M. van Kreveld, M. Overmars:
Computational Geometry: Algorithms and Applications
Springer, 3. Auflage, 2008



Rolf Klein:
Algorithmische Geometrie
Springer, 2. Auflage, 2005

Beide Bücher (auch elektronisch) in der Bibliothek erhältlich!

Was ist algorithmische Geometrie?



Algorithmische Geometrie

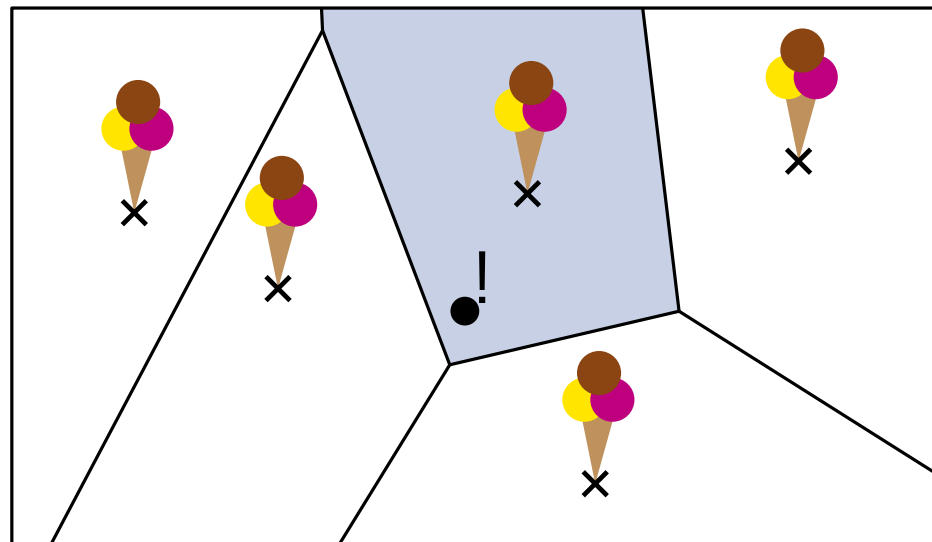
Als **Algorithmische Geometrie** (*engl. Computational Geometry*) bezeichnet man ein Teilgebiet der **Informatik**, das sich mit der **algorithmischen** Lösung **geometrisch** formulierter Probleme beschäftigt. Ein zentrales Problem ist dabei die Speicherung und Verarbeitung geometrischer Daten. Im Gegensatz zur **Bildbearbeitung**, deren Grundelemente Bildpunkte (**Pixel**) sind, arbeitet die algorithmische Geometrie mit geometrischen Strukturelementen wie **Punkten**, **Linien**, **Kreisen**, **Polygonen** und **Körpern**.

Wo treten Probleme der algorithmischen Geometrie auf?

- Computergrafik
- Visualisierung
- Geoinformationssysteme (GIS)
- Robotik
- . . .

Beispiel 1

Ein sonniger Frühlingstag in Karlsruhe. Man kennt die Eisdielen in der Stadt und sucht die nächstgelegene. Wie kann man die nächste Eisdielen für jeden beliebigen Standort in einer Landkarte bestimmen?

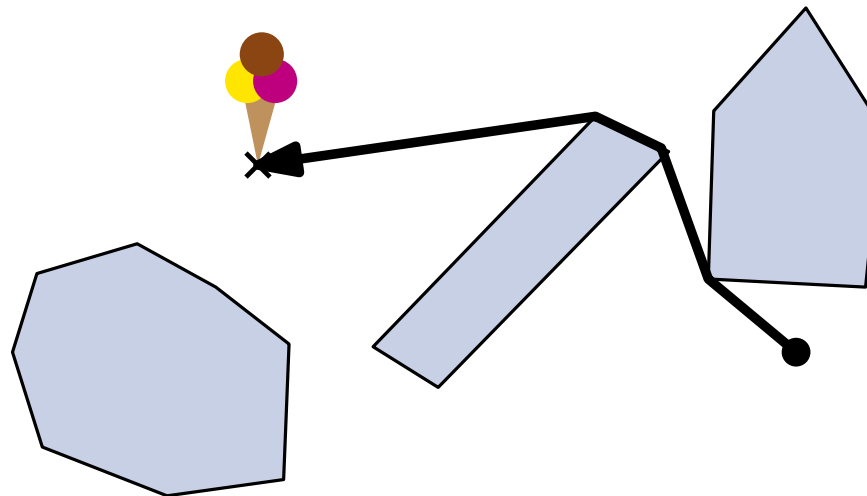


Die Lösung ist eine *Unterteilung* der Ebene, die sich **Voronoi-Diagramm** nennt.

Anwendungen z.B. in der Standortplanung, Berechnung von Einzugsgebieten etc.

Beispiel 2

Wir wollen unseren Roboter losschicken um ein Eis zu kaufen.
Wie kommt der Roboter zum Ziel ohne gegen Häuser,
Parkbänke und Bäume zu laufen?

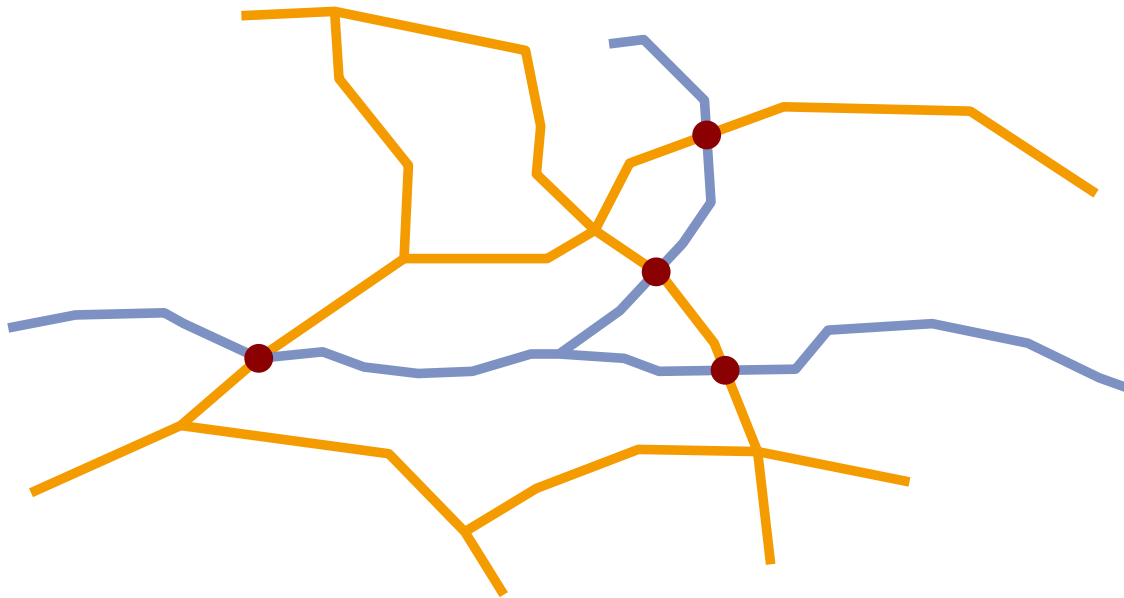


Bewegungsplanungsproblem in der Robotik:
Gegeben eine Menge von Hindernissen, einen Start- und einen
Zielpunkt, finde einen kollisionsfreien kürzesten Weg zum Ziel.

Beispiel 3

Karten in Geoinformationssystemen bestehen aus mehreren Ebenen, z.B. Straßen, Gewässer, Grenzen usw. Überlagert man mehrere Ebenen, stellt sich die Frage nach den Schnittpunkten.

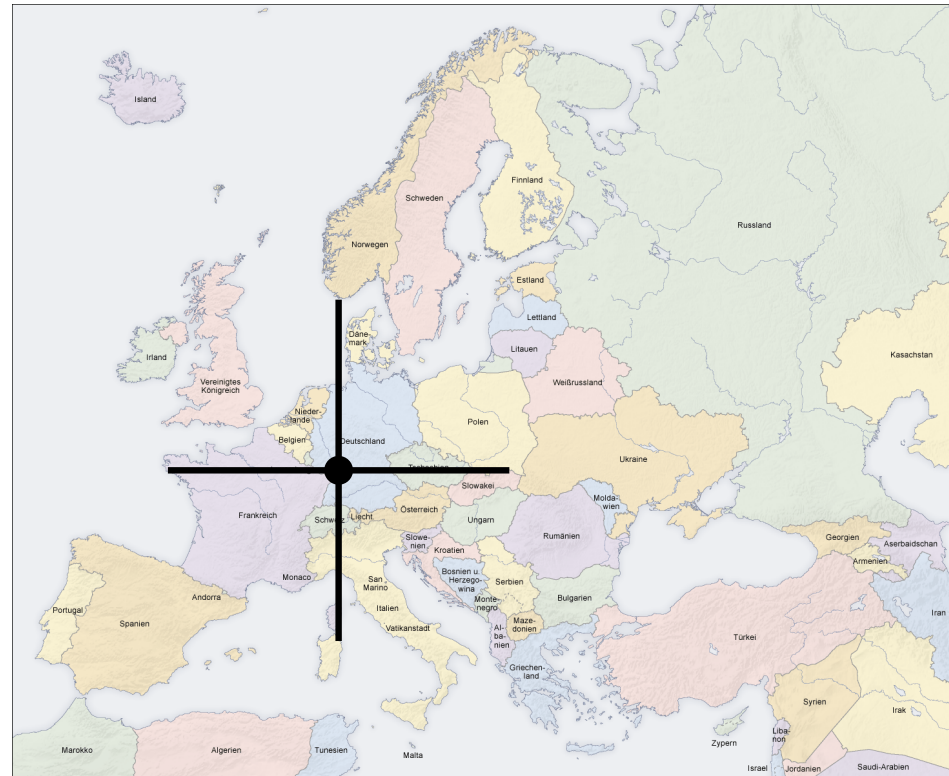
Modelliert man z.B. Straßen und Flüsse als Menge von Strecken und fragt nach den Brücken, muss man alle Schnittpunkte der beiden Streckenmengen finden.



Alle Kantenpaare testen ist zu langsam.
Wie findet man schnell alle Schnittpunkte?

Beispiel 4

Gegeben eine Landkarte und einen Anfragepunkt q (z.B. Mausklick). Bestimme das Land, in dem q liegt.

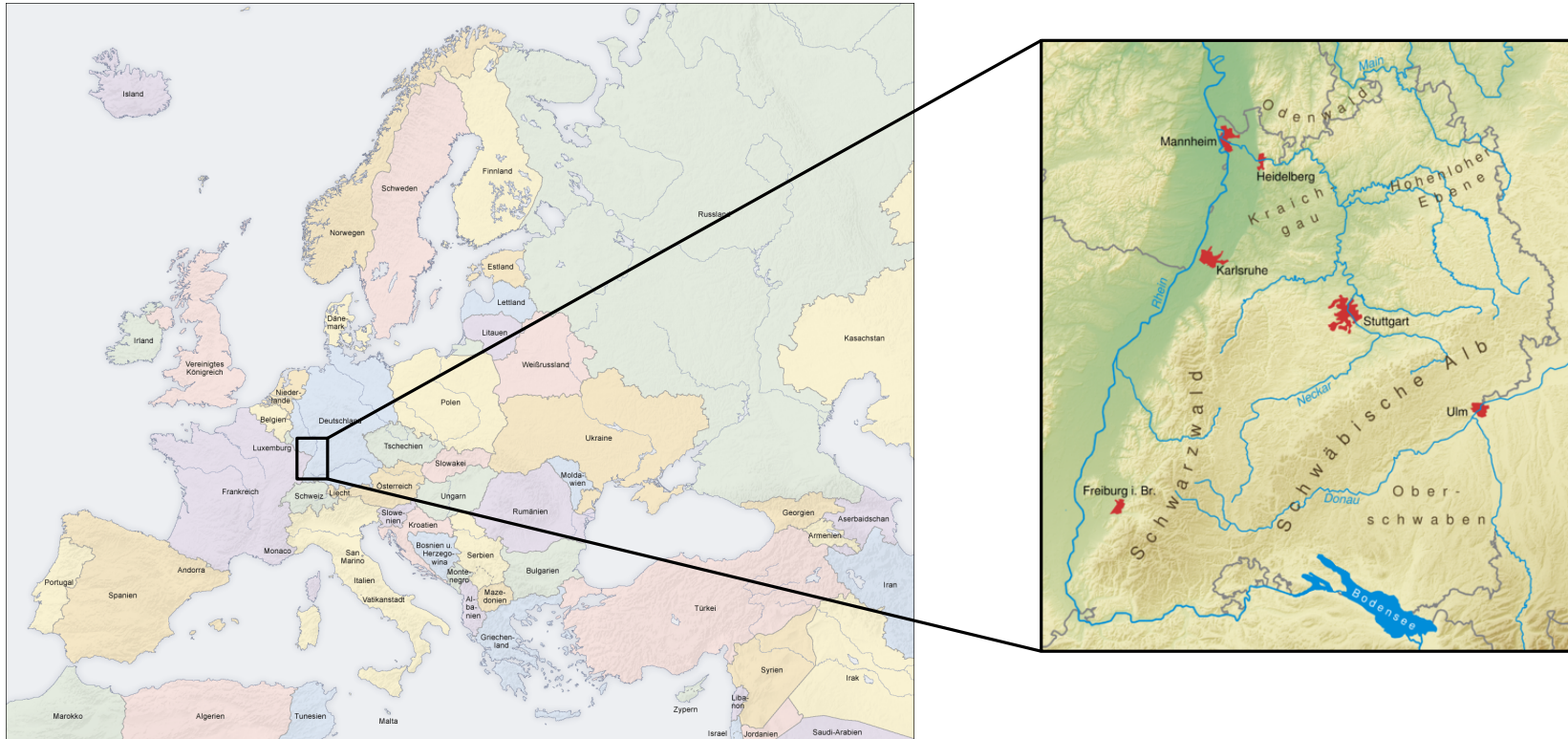


Ziel:

Datenstruktur zur schnellen Beantwortung solcher Anfragen

Beispiel 5

Ein Navigationssystem soll einen aktuellen Kartenausschnitt anzeigen. Wie wählt man effizient die benötigten Daten aus?



Prüfung für jedes einzelne Kartenobjekt ist unrealistisch.

Ziel: Datenstruktur zur schnellen Beantwortung von Bereichsanfragen

Mischungsverhältnisse

Gegeben...

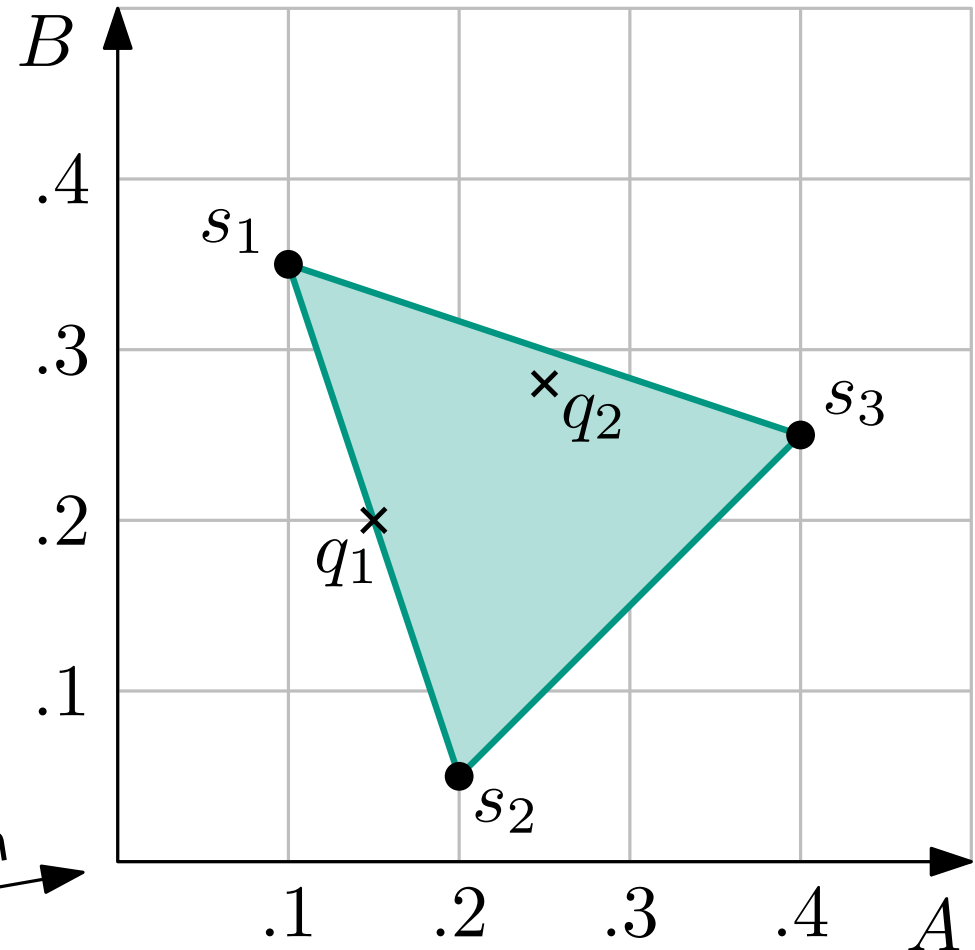
Mixtur	Anteil A	Anteil B
s_1	10 %	35 %
s_2	20 %	5 %
s_3	40 %	25 %

mische folgende Mixturen

q_1	15 %	20 %
q_2	25 %	28 %

aus s_1, s_2, s_3 ?

geom. Interpretation



Beob: Gegeben eine Menge $S \subset \mathbb{R}^d$ von Mixturen, kann man eine weitere Mixtur $q \in \mathbb{R}^d$ aus S mischen $\Leftrightarrow q \in CH(S)$.

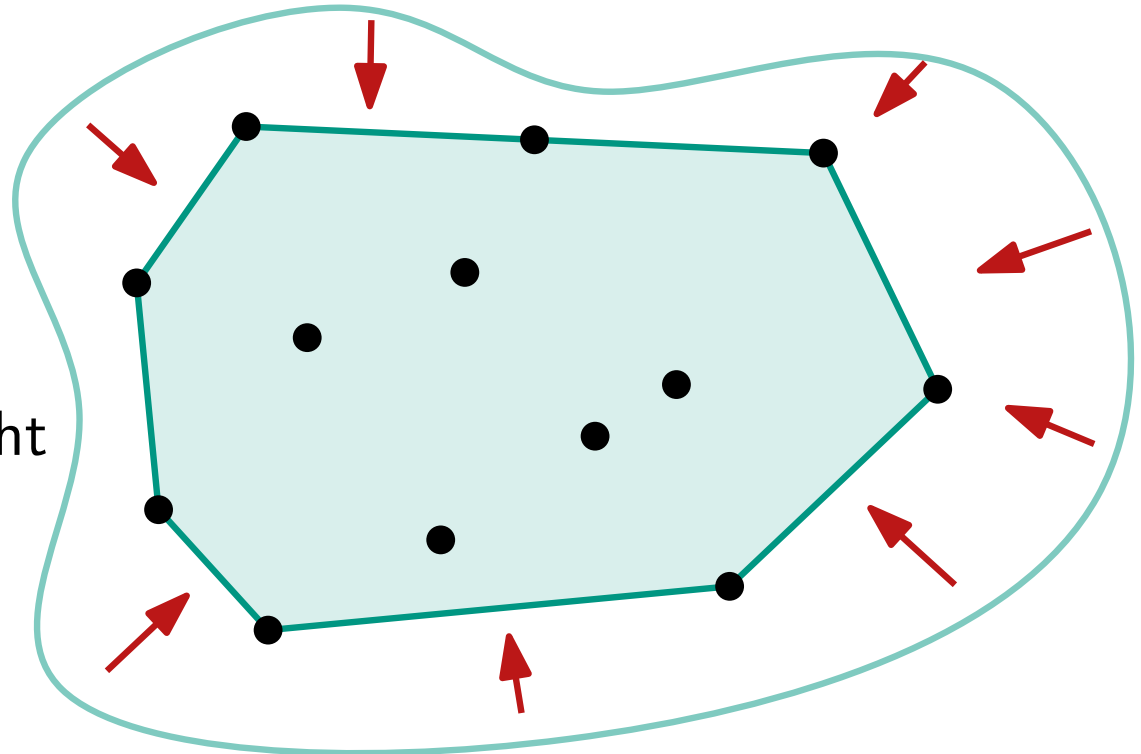
Definition Konvexe Hülle

Def: Eine Menge $S \subseteq \mathbb{R}^2$ heißt **konvex**, wenn für je zwei Punkte $p, q \in S$ auch gilt $\overline{pq} \in S$.

Die **konvexe Hülle** $CH(S)$ von S ist die kleinste konvexe Menge, die S enthält.

In der Physik:

- lege großes Gummiband um alle Punkte
- und lass es los!
- hilft algorithmisch leider nicht



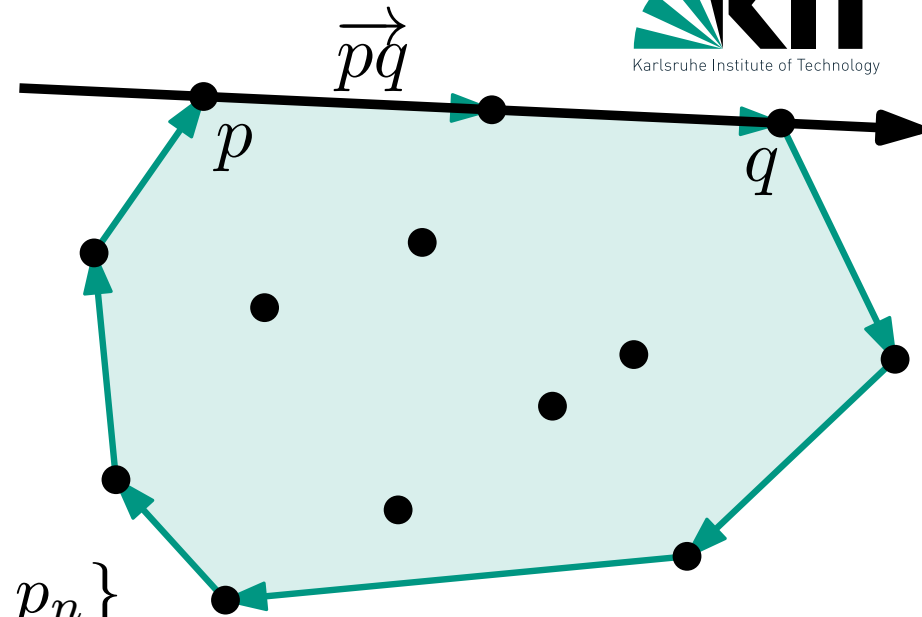
In der Mathematik:

- definiere $CH(S) = \bigcap_{C \supseteq S: C \text{ konvex}} C$
- hilft auch nicht :-)

Algorithmischer Ansatz

Lemma:

Für eine Punktmenge $P \subseteq \mathbb{R}^2$ ist $CH(P)$ ein konvexes Polygon, das P enthält und dessen Ecken in P liegen.



Eingabe: Punktmenge $P = \{p_1, \dots, p_n\}$

Ausgabe: Knotenliste von $CH(P)$ im UZS

Beobachtung:

(p, q) ist Kante von $CH(P) \Leftrightarrow$ jeder Punkt $r \in P \setminus \{p, q\}$ liegt

- strikt rechts der orientierten Geraden \overrightarrow{pq} oder
- auf der Strecke \overline{pq}

Ein erster Algorithmus

FirstConvexHull(P)

$E \leftarrow \emptyset$

foreach $(p, q) \in P \times P$ with $p \neq q$ **do**

Prüfe alle möglichen
Kanten (p, q)

$valid \leftarrow true$

foreach $r \in P$ **do**

if not (r strikt rechts von \overrightarrow{pq} **or** $r \in \overline{pq}$) **then**

$valid \leftarrow false$

Lässt sich in $O(1)$ Zeit testen als

$$\begin{vmatrix} x_r & y_r & 1 \\ x_p & y_p & 1 \\ x_q & y_q & 1 \end{vmatrix} < 0$$

→ Übung

if $valid$ **then**

$E \leftarrow E \cup \{(p, q)\}$

konstruiere sortierte Knotenliste L von $CH(P)$ aus E

return L

FirstConvexHull(P)

$E \leftarrow \emptyset$

foreach $(p, q) \in P \times P$ with $p \neq q$ **do** $(n^2 - n) \cdot$

$valid \leftarrow true$

foreach $r \in P$ **do**

if not (r strikt rechts von \vec{pq} **or** $r \in \overline{pq}$) **then**

$valid \leftarrow false$

if $valid$ **then**

$E \leftarrow E \cup \{(p, q)\}$

Geht es auch besser?

$\Theta(1)$

$\Theta(n)$

$\Theta(n^3)$

konstruiere sortierte Knotenliste L von $CH(P)$ aus E

return L

$O(n^2)$

Lemma: Die konvexe Hülle von n Punkten in der Ebene lässt sich in $O(n^3)$ Zeit berechnen.

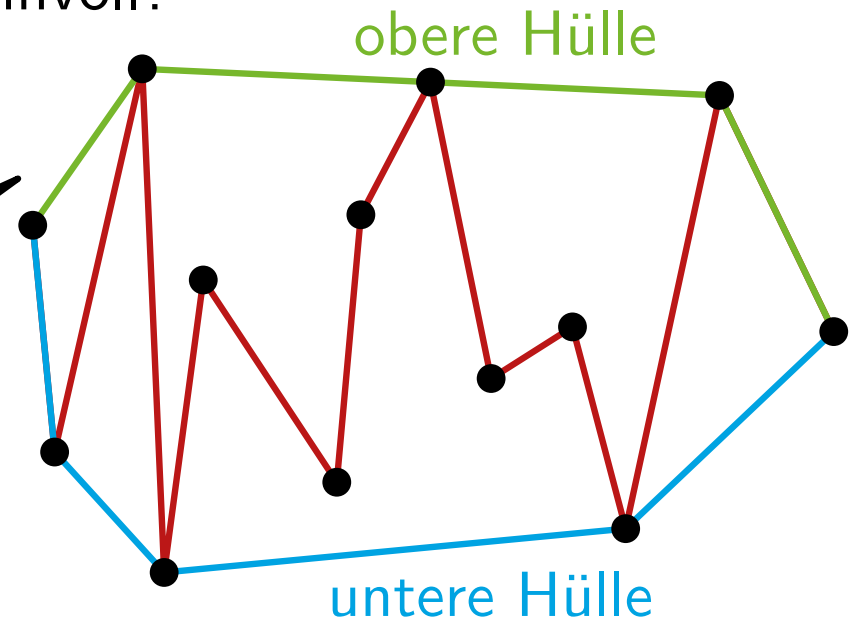
Inkrementeller Ansatz

Idee: Für $i = 1, \dots, n$ bestimme $CH(P_i)$ mit $P_i = \{p_1, \dots, p_i\}$

Frage: Welche Ordnung der Punkte ist sinnvoll?

Antwort: Von links nach rechts!

Betrachte **obere** und **untere** Hülle getrennt



UpperConvexHull(P)

$\langle p_1, p_2, \dots, p_n \rangle \leftarrow$ sortiere P von links nach rechts

$L \leftarrow \langle p_1, p_2 \rangle$

for $i \leftarrow 3$ **to** n **do**

$L.append(p_i)$

while $|L| > 2$ **and** letzte 3 Punkte in L kein Rechtsknick **do**

 entferne vorletzten Punkt aus L

return L

untere Hülle analog!

UpperConvexHull(P)

$\langle p_1, p_2, \dots, p_n \rangle \leftarrow$ sortiere P von links nach rechts $O(n \log n)$

$L \leftarrow \langle p_1, p_2 \rangle$

for $i \leftarrow 3$ **to** n **do**

$L.append(p_i)$

while $|L| > 2$ **and** letzte 3 Punkte in L kein Rechtsknick **do**

 entferne vorletzten Punkt aus L

~~$(n-2)$~~

~~?~~

$O(n)$

return L

Amortisierte Analyse

- jeder Punkt wird genau einmal in L eingefügt
- ein Punkt in L wird höchstens einmal aus L entfernt
- \Rightarrow Laufzeit der **for**-Schleife inkl. **while**-Schleife ist $O(n)$

Satz: Die konvexe Hülle von n Punkten in der Ebene lässt sich mit *Graham's Scan* in $O(n \log n)$ Zeit berechnen.

Geht es schneller als in $O(n \log n)$ Zeit?

Im allgemeinen nicht! Denn ein Algorithmus zur Berechnung der konvexen Hülle kann auch Sortieren (s. Übung) \Rightarrow untere Schranke $\Omega(n \log n)$.
Alternativ: **ausgabesensitive** Algorithmen mit Laufzeit $O(h \cdot n)$ oder $O(n \log h)$ für $|CH(P)| = h$.

Was passiert wenn die Sortierung von P nicht eindeutig ist?

Nutze lexikographische Ordnung!

Was passiert mit kollinearen Punkten in $CH(P)$?

Bilden keinen Rechtsknick, also wird innerer Punkt gelöscht.

Wie steht es um die Robustheit der beiden Algorithmen?

- Robustheit bzgl. Ungenauigkeit von Fließkommaarithmetik
- FirstConvexHull liefert evtl. kein gültiges Polygon
- Upper/LowerConvexHull liefert zumindest immer ein gültiges Polygon, evtl. mit kleinen Fehlern

Phasen der Algorithmenentwicklung

- 1.) Degenerierte Fälle ausblenden (\rightarrow *allgemeine Lage*)
 - eindeutige x -Koordinaten
 - keine drei kollinearen Punkte
 - ...

- 2.) Anpassung an degenerierte Eingaben
 - in bisherige Behandlung integrieren (z.B. lexikographische Ordnung)
 - notfalls gesonderte Behandlung

- 3.) Implementierung
 - primitive Operationen (verfügbar in Bibliotheken?)
 - Robustheit