

Vorlesung Algorithmische Geometrie

Konvexe Hülle im \mathbb{R}^3

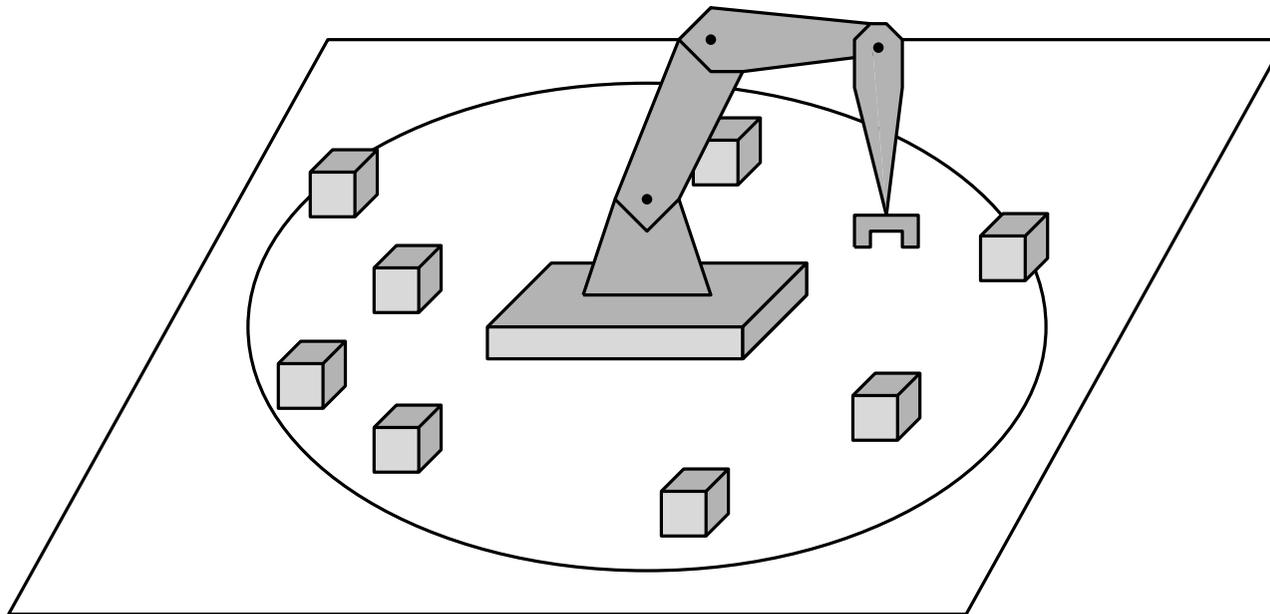
LEHRSTUHL FÜR ALGORITHMIK I · INSTITUT FÜR THEORETISCHE INFORMATIK · FAKULTÄT FÜR INFORMATIK

Andreas Gemsa
10.05.2011



1. Smallest Enclosing Disk

2. Konvexe Hüllen im \mathbb{R}^3



Wie findet man eine gute Position für den Roboterarm?

Smallest Enclosing Disc

Def.: Sei P eine n -elementige Menge von Punkten im \mathbb{R}^2 . Die smallest enclosing disc ist für P ist der Kreis der alle Punkte aus P enthält und minimalen Radius hat.

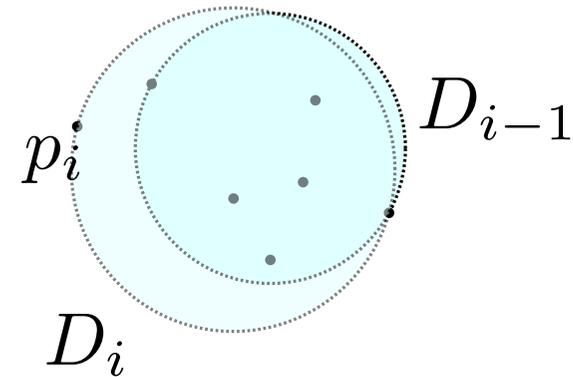
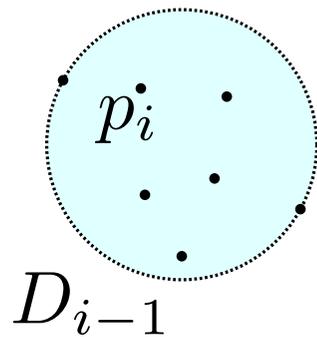
Dieses mal: Ähnlicher Ansatz wie in der letzten Woche
(randomisiert + inkrementell)

Idee: Erzeuge zufällige Permutation von P . Sei $P_i := \{p_1, \dots, p_i\}$. Füge dann Punkte nach und nach hinzu. Dabei verwalten wir immer D_i die *smallest enclosing disk*.

Smallest Enclosing Disk

Lemma: Sei $2 < i < n$, und sei P_i und D_i wie gerade dann gilt:

- (i) Wenn $p_i \in D_{i-1}$, dann gilt $D_i = D_{i-1}$
- (ii) Wenn $p_i \notin D_{i-1}$, dann liegt p_i auf dem Rand von D_i



Smallest Enclosing Disk

MINIDISC($P \subset \mathbb{R}^2$)

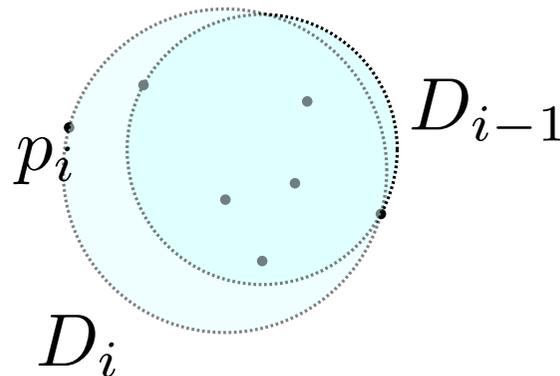
$P = \text{RANDOMPERMUTATION}(P)$

Sei D_2 die smallest enclosing disc

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

if $p_i \in D_{i-1}$ **then** $D_i = D_{i-1}$
 else $D_i = \text{MINIDISCWITHPOINT}(\{p_1, \dots, p_{i-1}\}, p_i)$

return D_i



Smallest Enclosing Disk

MINIDISCWITHPOINT($\{p_1, \dots, p_{i-1}\}, q$)

$P = \text{RANDOMPERMUTATION}(\{p_1, \dots, p_{i-1}\})$

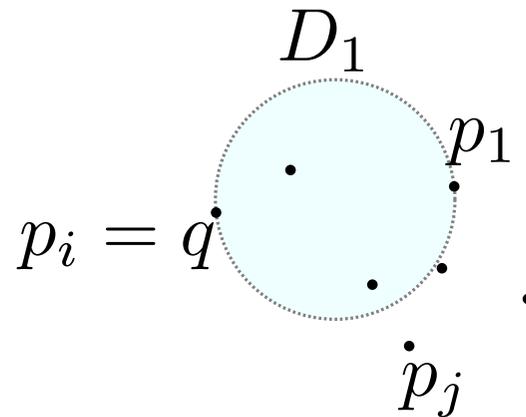
Sei D_1 die smallest enclosing disk die p_1 und q auf dem Rand hat

for $j \leftarrow 2$ bis $i - 1$ **do**

if $p_j \in D_{j-1}$ **then** $D_j = D_{j-1}$

else $D_j = \text{MINIDISCWITH2POINTS}(\{p_1, \dots, p_{j-1}\}, p_j, q)$

return D_j



Smallest Enclosing Disk

MINIDISCWITH2POINTS($\{p_1, \dots, p_{j-1}\}, q_1, q_2$)

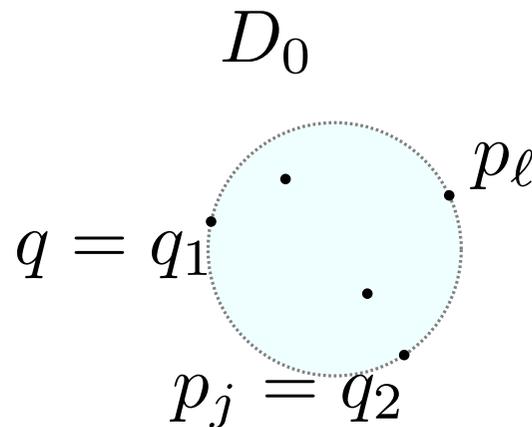
Sei D_0 die smallest enclosing disc bei der q_1 und q_2 auf dem Rand liegen

for $k \leftarrow 1$ to $j - 1$ **do**

if $p_k \in D_{k-1}$ **then** $D_k = D_{k-1}$

else $D_k =$ disc bei der q_1, q_2 und p_k auf dem Rand liegen

return D_j

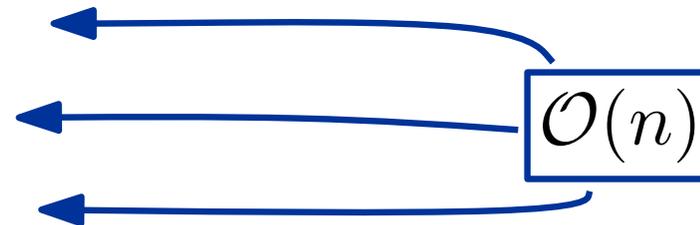


Theorem: Die smallest enclosing disc für n Punkte in der Ebene kann in erwarteter $\mathcal{O}(n)$ berechnet werden.

MINIDISC

MINIDISCWITHPOINT

MINIDISCWITH2POINTS



Wie wahrscheinlich ist es, dass MINIDISCWITHPOINT
MINIDISCWITH2POINTS aufruft?

Wie wahrscheinlich ist es, dass `MINIDISCWITHPOINT` `MINIDISCWITH2POINTS` aufruft?

Rückwärtsanalyse

Idee: Fixiere $P_i := \{p_1, \dots, p_i\}$ und sei D_i die smallest enclosing disc für P_i . Außerdem liege q auf dem Rand von D_i .

Entferne nun ein $p_j \in P_i$. Wann ändert sich die smallest enclosing disc?

- Höchstens 2 aus den i Knoten dafür verantwortlich.

$$\mathcal{O}(n) + \sum_{i=2}^n \left(\mathcal{O}(i) \frac{2}{i} \right) = \mathcal{O}(n)$$

Wie wahrscheinlich ist es, dass `MINIDISC`
`MINIDISCWITHPOINT` aufruft?

Gleiche Idee liefert gleiches Ergebnis

Theorem: Die smallest enclosing disc für n Punkte in der Ebene kann in erwarteter $\mathcal{O}(n)$ mit linearem Speicherplatzverbrauch berechnet werden.



1. Smallest Enclosing Disk

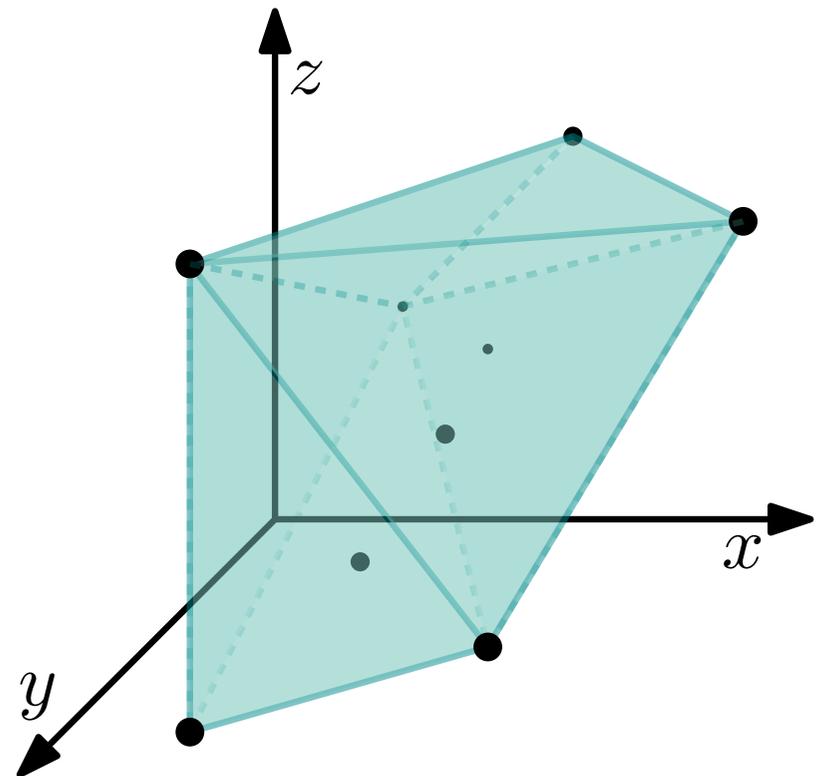
2. Konvexe Hüllen im \mathbb{R}^3

Die konvexe Hülle

Def: Eine Menge $S \subseteq \mathbb{R}^3$ 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.

	Vergleich	
	2D	3D
Def.	(fast) identisch	
Art	Polygon	Polytop
Kompl.	$\mathcal{O}(n)$ Kanten	?



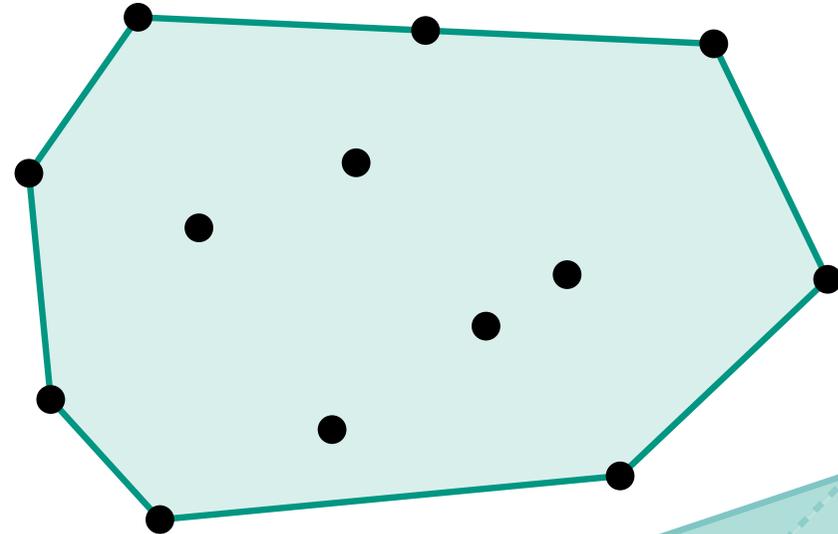
Komplexität konvexer Hüllen

Dimension	Komplexität
1	$\mathcal{O}(1)$
2	$\mathcal{O}(n)$
3	?

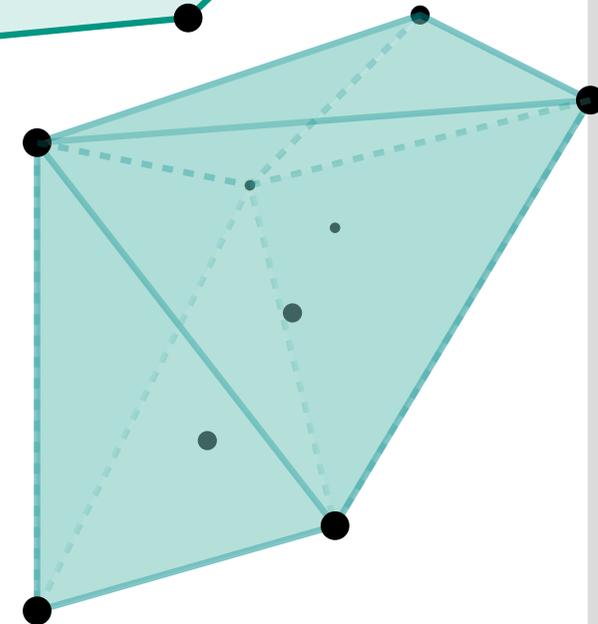
1D



2D



3D



Theorem:

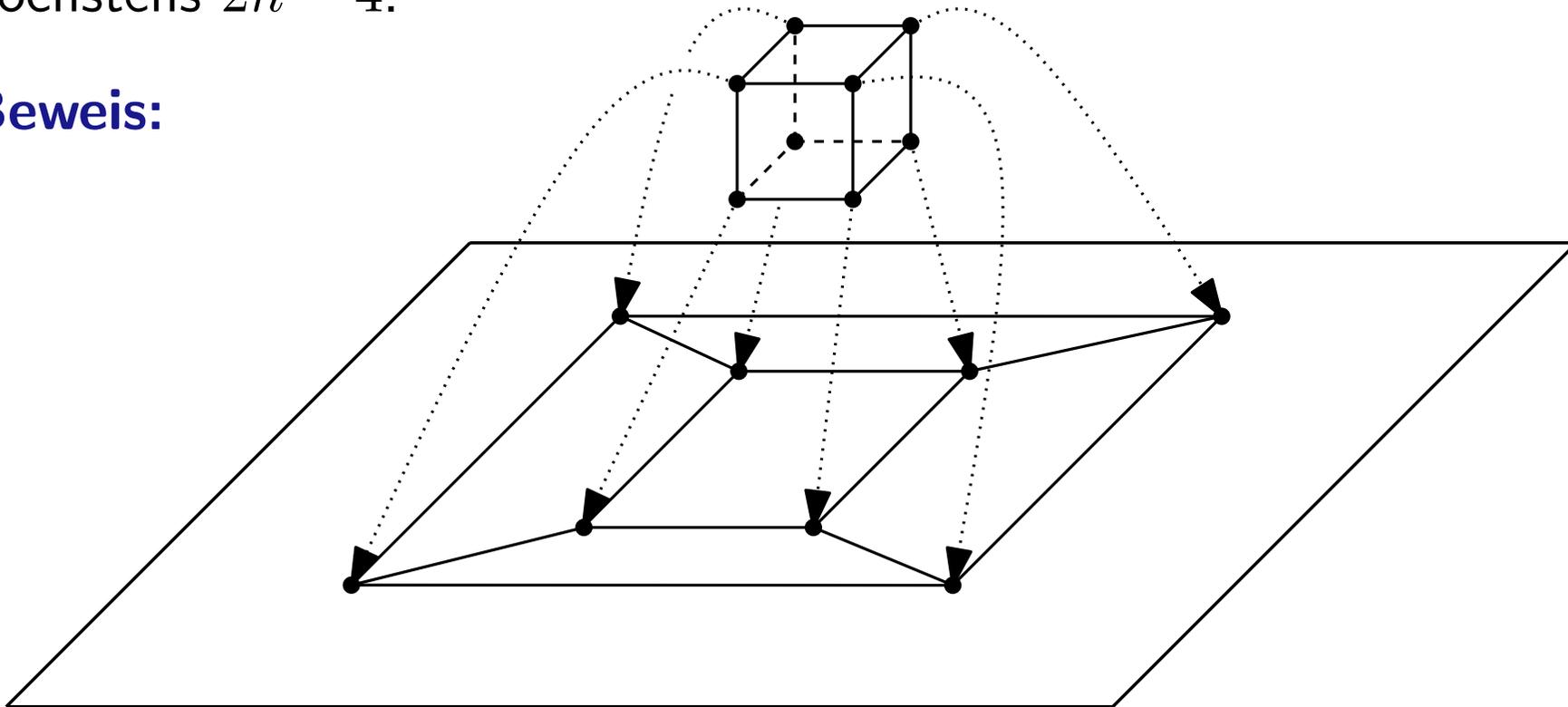
Sei \mathcal{P} ein konvexes Polytop mit n Knoten. Dann ist die Anzahl der Kanten in \mathcal{P} höchstens $3n - 6$ und die Anzahl der Facetten höchstens $2n - 4$.

Komplexität konvexer Hüllen in 3D

Theorem:

Sei \mathcal{P} ein konvexes Polytop mit n Knoten. Dann ist die Anzahl der Kanten in \mathcal{P} höchstens $3n - 6$ und die Anzahl der Facetten höchstens $2n - 4$.

Beweis:



s. Tafel



Komplexität konvexer Hüllen

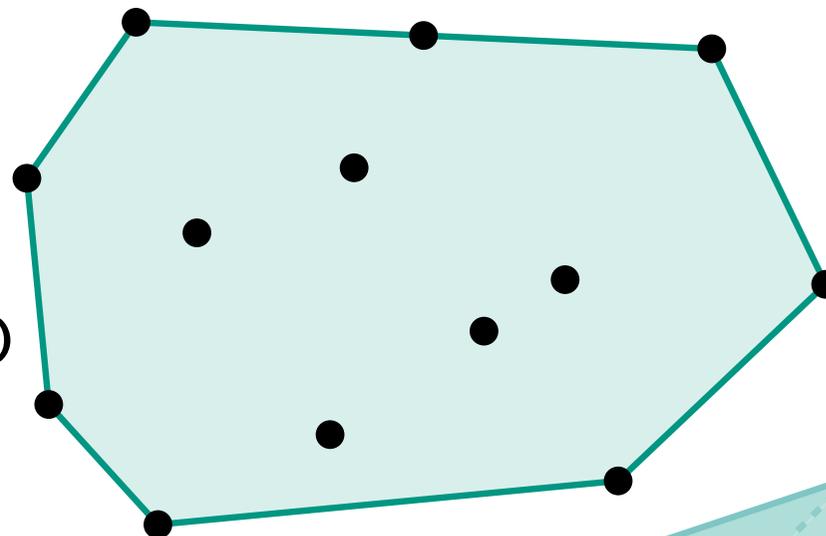
Dimension	Komplexität
1	$\mathcal{O}(1)$
2	$\mathcal{O}(n)$
3	$\mathcal{O}(n)$
d	$\Theta(n^{\lfloor d/2 \rfloor})$

Upper Bound Theorem

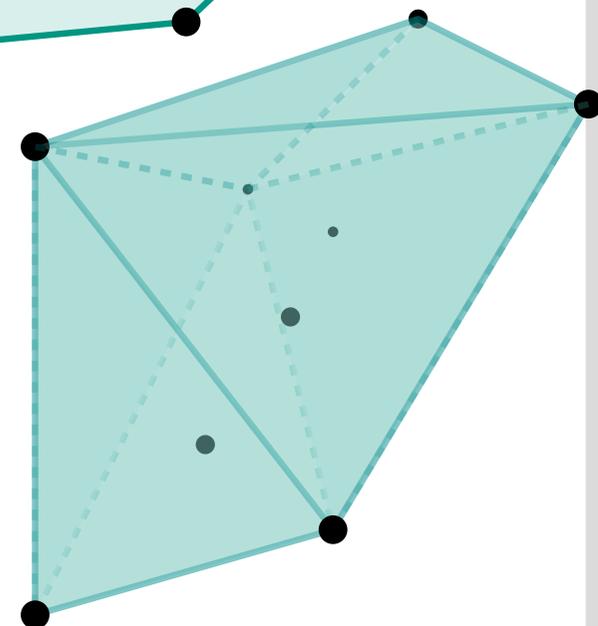
1D



2D



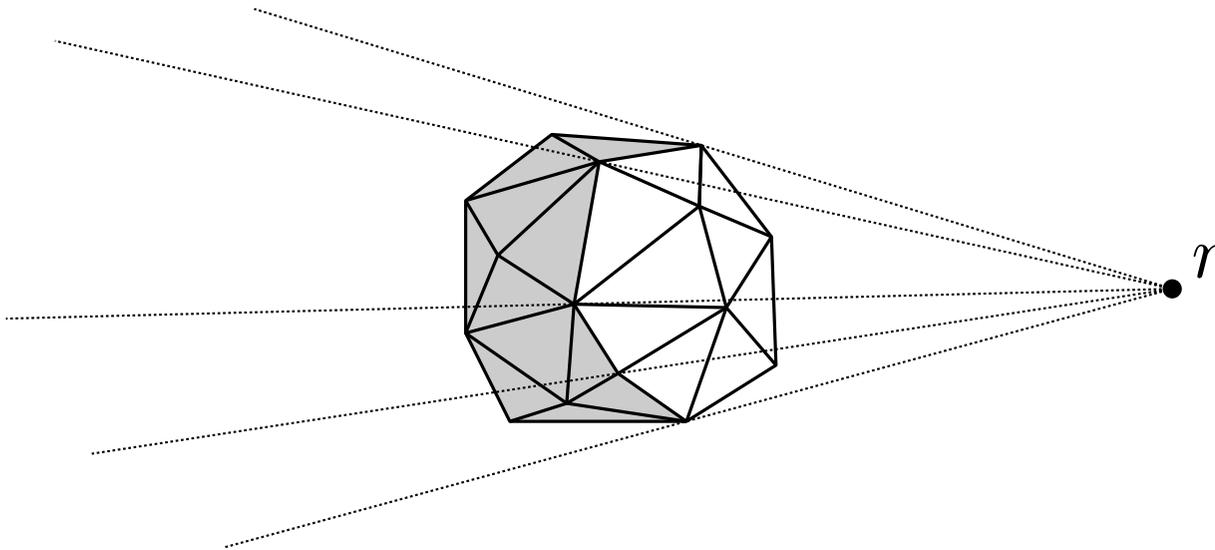
3D



Erster Schritt

Angenommen:

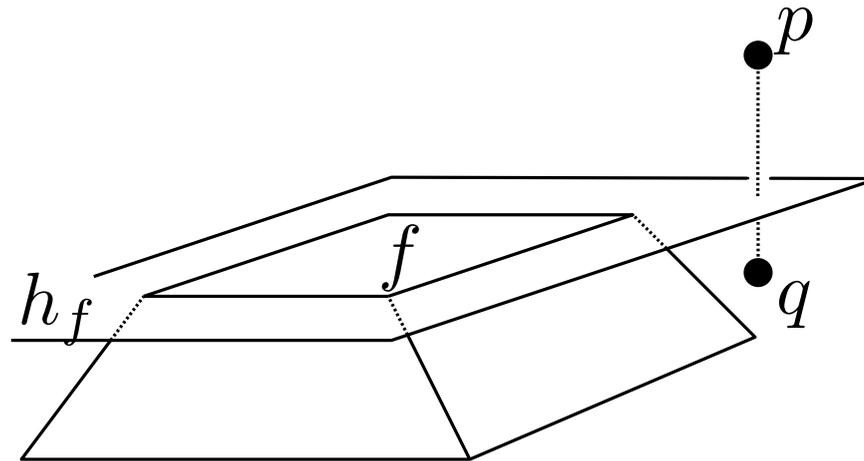
Konvexe Hülle von $r - 1$ Knoten gegeben. Wie erweitern zu einer konvexen Hülle für r Knoten?



Erster Schritt

Angenommen:

Konvexe Hülle von $r - 1$ Knoten gegeben. Wie erweitern zu einer konvexen Hülle für r Knoten?

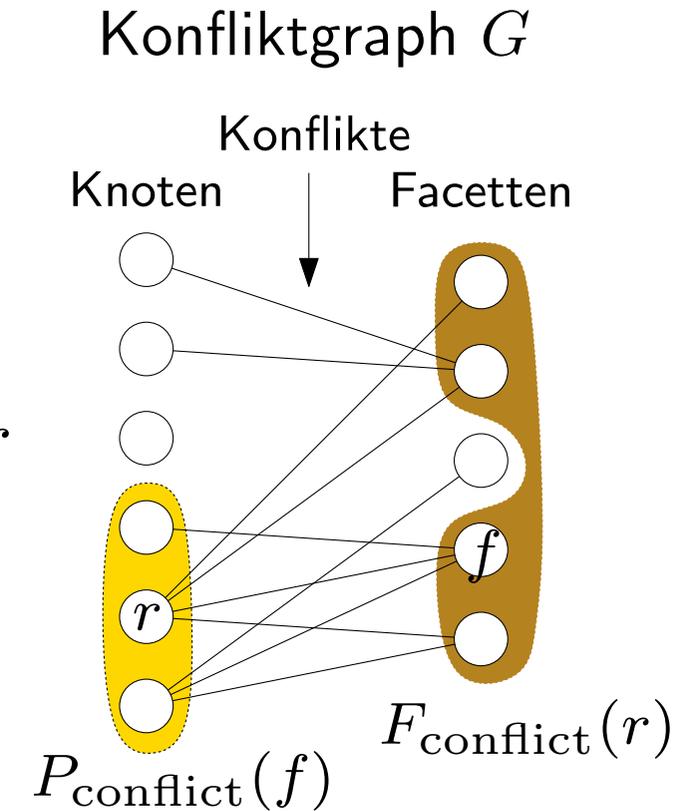
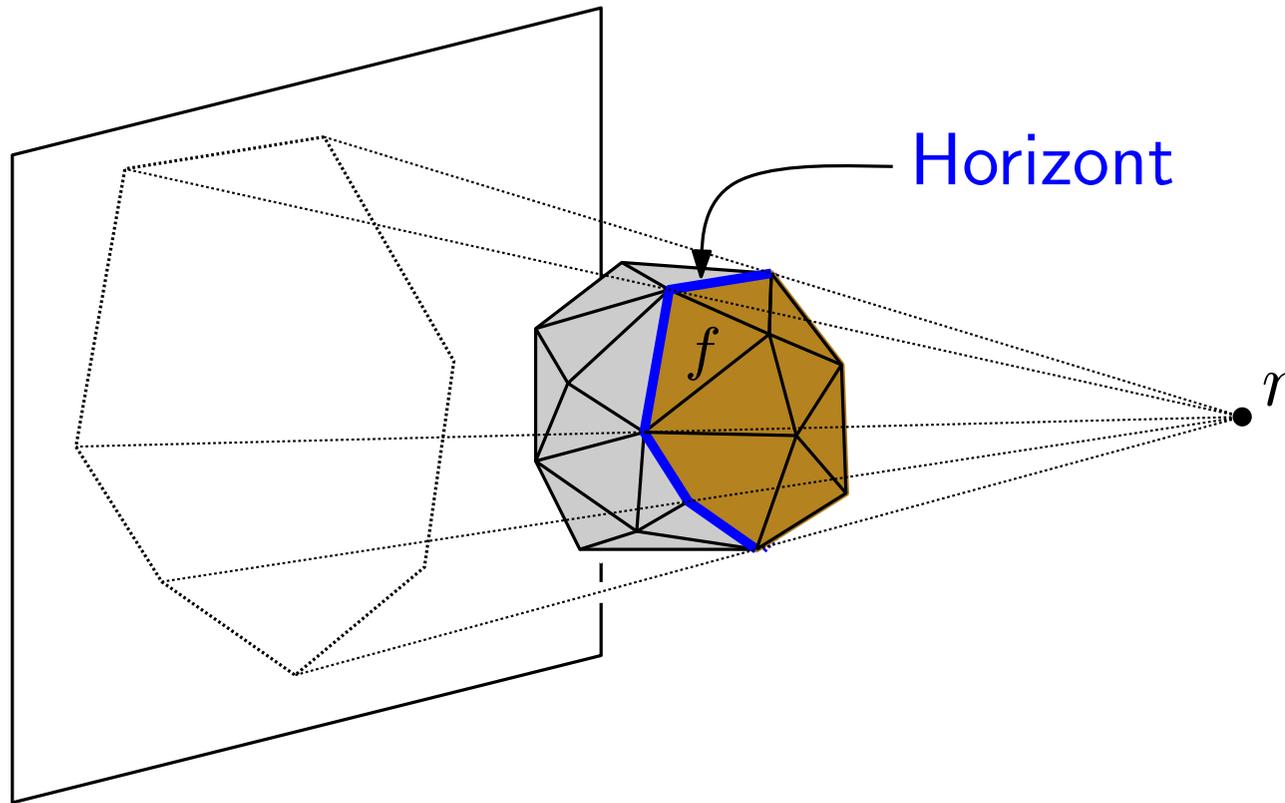


Facette f sichtbar von p aber nicht von q aus

Erster Schritt

Angenommen:

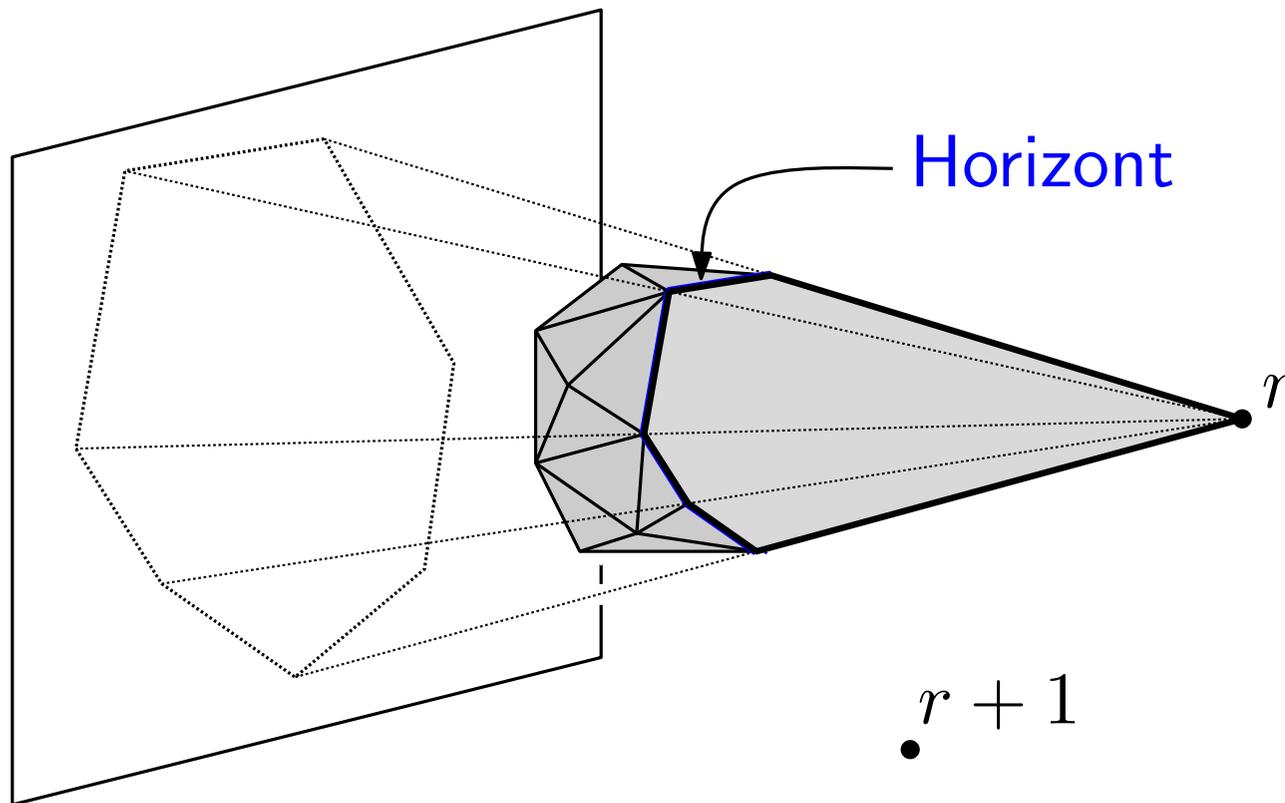
Konvexe Hülle von $r - 1$ Knoten gegeben. Wie erweitern zu einer konvexen Hülle für r Knoten?



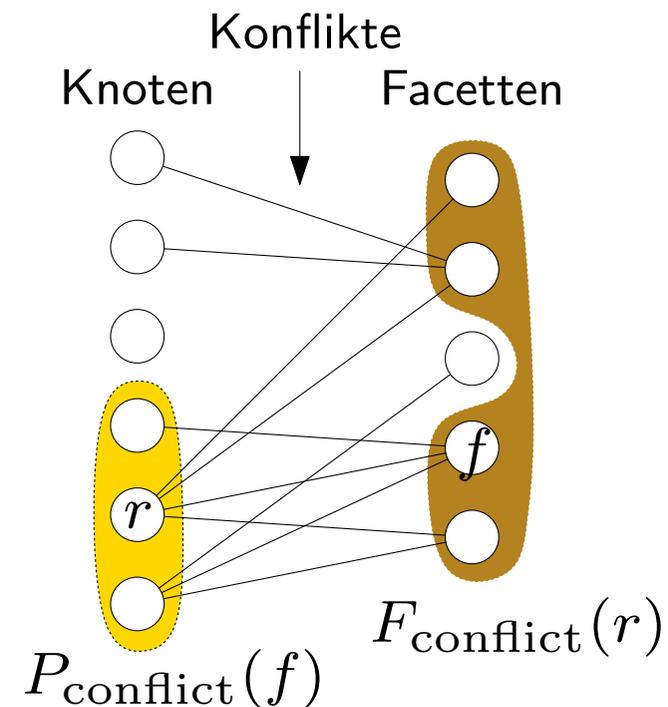
Erster Schritt

Angenommen:

Konvexe Hülle von $r - 1$ Knoten gegeben. Wie erweitern zu einer konvexen Hülle für r Knoten?



Konfliktgraph G



Wie bestimmt man neue Konflikte?

3DCONVEXHULL($P \subset \mathbb{R}^3$)

wähle $P' \subseteq P$ (4 nicht koplan. Punkte)

$C \leftarrow \text{CH}(P')$; $P \leftarrow P \setminus P'$

$P = \text{RANDOMPERMUTATION}(P)$

initialisiere Konfliktgraph G

while $P \neq \emptyset$ **do**

$p \leftarrow P.\text{remove_first}()$

if $F_{\text{conflict}}(p) \neq \emptyset$ **then** // p liegt außerhalb von C

Lösche alle Facetten $F_{\text{conflict}}(p)$ aus C

$\mathcal{L} \leftarrow$ Horizont-Kanten die von p aus sichtbar sind

foreach $e \in \mathcal{L}$ **do**

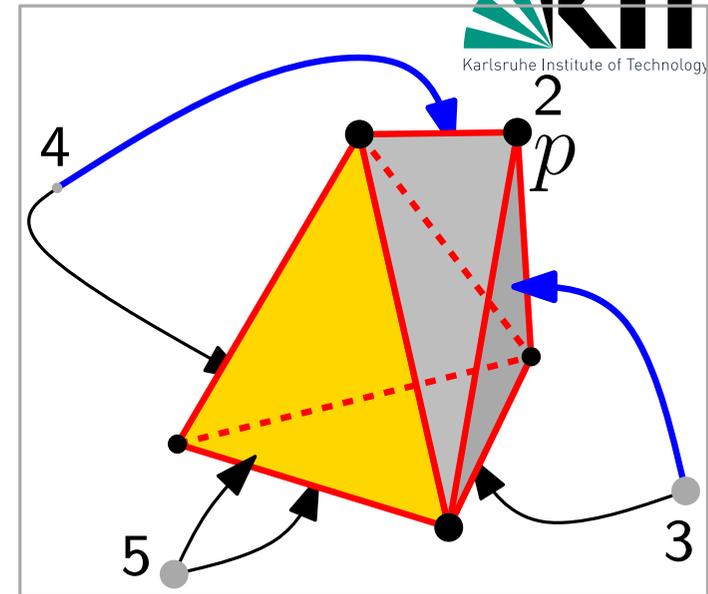
$f \leftarrow$ erzg. Facette $_C(e, p)$; erzg. Knoten für f in G

$(f_1, f_2) \leftarrow$ vorher_inzident $_C(e)$

$P(e) \leftarrow P_{\text{conflict}}(f_1) \cup P_{\text{conflict}}(f_2)$

foreach $p \in P(e)$ **do**

└ **if** f sichtbar von p **then** add_edge(p, f) zu G



Idee: Begrenze die strukturelle Änderung
Das bedeutet: Begrenze $\#$ Facetten, die der Algorithmus erzeugt.

Lemma: Die erwartete Anzahl an erzeugten Facetten ist höchstens $6n - 20$.

Theorem: Die konvexe Hülle von einer Menge von n Punkten im \mathbb{R}^3 kann in erwarteter $O(n \log n)$ Zeit berechnet werden.

wähle $P' \subseteq P$ (4 nicht koplan. Punkte)

$C \leftarrow \text{CH}(P')$; $P \leftarrow P \setminus P'$

$P = \text{RANDOMPERMUTATION}(P)$

initialisiere Konfliktgraph G

while $P \neq \emptyset$ **do**

$p \leftarrow P.\text{remove_first}()$

if $F_{\text{conflict}}(p) \neq \emptyset$ **then**

 Lösche alle Facetten $F_{\text{conflict}}(p)$ aus C

$\mathcal{L} \leftarrow$ Horizont-Kanten die von p aus sichtbar sind

foreach $e \in \mathcal{L}$ **do**

$f \leftarrow$ erzg. Facette $_C(e, p)$; erzg. Knoten für f in G

$(f_1, f_2) \leftarrow$ vorher_inzident $_C(e)$

$P(e) \leftarrow P_{\text{conflict}}(f_1) \cup P_{\text{conflict}}(f_2)$

foreach $p \in P(e)$ **do**

 └ **if** f sichtbar von p **then** add_edge(p, f) zu G

Optimale Laufzeit?

Divide-and-Conquer Algorithmus mit Laufzeit $\mathcal{O}(n \log n)$

Was ist mit Dimensionen > 3 ?

Durch das *Upper Bound Theorem* ist bekannt, dass die Komplexität der konvexen Hülle einer Punktmenge bestehend aus n Punkten im d -dimensionalen Raum in $\Theta(n^{\lfloor d/2 \rfloor})$ ist. Der hier vorgestellte Algorithmus kann für höhere Dimensionen angepasst werden.

Der beste Ausgabe-Sensitive Algorithmus für die Berechnung konvexer Hüllen im \mathbb{R}^d hat eine Laufzeit von:

$$\mathcal{O}(n \log k + (nk)^{1-1/(\lfloor d/2 \rfloor + 1)} \log^{\mathcal{O}(1)} n)$$

Bis übermorgen!