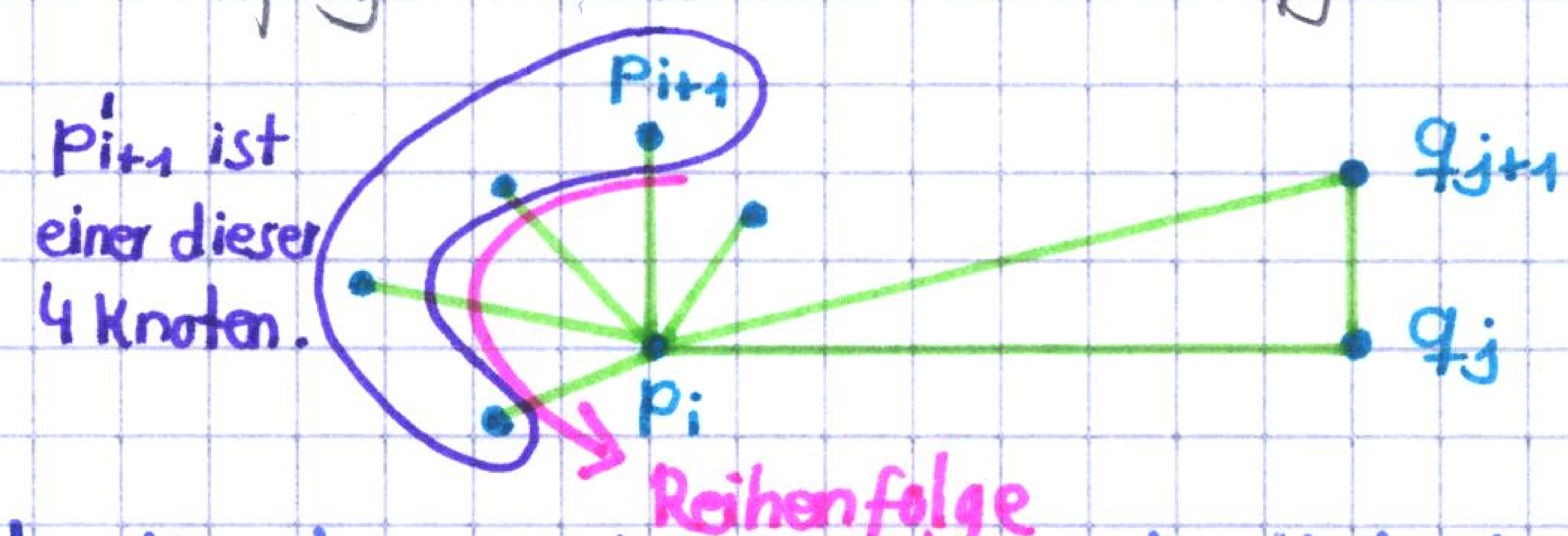
- Finden der beiden Berührkreise: (in Zeit $O(n)$!!)
  - Die Kandidaten für p_{i+1} und q_{j+1} sind Nachbarknoten von p_i bzw q_j. (Folgt aus Konvexität von C_1 und C_2)
    Es genügt also in jedem Schritt die Nachbarknoten von p_i und q_j zu betrachten.
    Daraus folgt aber noch nicht $O(n)$ Laufzeit !!
    Denn der Grad eines Knotens kann $O(n)$ sein und p_i oder q_j kann für eine große Zahl von Schritten beibehalten werden. Dann müsste man in jedem Schritt immer wieder alle $O(n)$ Nachbarn untersuchen.
  - Es liegt aber eine Monotonie-Eigenschaft vor:
    Wenn zB p_i in einem Schritt beibehalten wird dh das Min der beiden Kandidaten p_{i+1} und q_{j+1} war q_{j+1}, dann folgt der neue Kandidat (bzgl der neuen Drehachse) p'_{i+1}, nach dem Knoten p_{i+1} in der Adjazenzliste von p_i, oder er ist gleich p_{i+1} dh man kann da anfangen zu suchen wo man aufgehört hat.



$\Rightarrow$ Jede Kante wird im Mischschritt höchstens ein mal betrachtet.
$\Rightarrow$ Laufzeit $O(n)$.

- Laufzeit:
  - Teilen: $O(n)$
  - Mischen: $O(n)$

  $\Rightarrow$ insgesamt: $O(n \cdot \log n)$ zur Berechnung der CH von n Pktn im $\mathbb{R}^3$

- Bemerkung:
  Die Berechnung der konv Hülle von n Pktn kann also im $\mathbb{R}^3$ genauso effizient gelöst werden wie im $\mathbb{R}^2$!!

6.3 Berechnung der Delaunay-Triangulierung (in der Ebene) durch 3-dim konv Hülle

Geg.: Menge $S = \{p_1, \dots, p_n\}$ von n Pktn im $\mathbb{R}^2$
Ges.: Delaunay-Triangulierung von S
Ann.: Keine degenerierten Eingaben, dh keine 4 oder mehr Pkte auf einem Kreis

- Idee:
  Übersetze die Tatsache dass bei einer DT von S alle Pkte außerhalb oder auf dem Kreis durch $a, b, c \in S$ liegen, in die Eigenschaft der konvexen Hülle. Dort liegen dann alle Pkte auf einer Seite der Ebene die durch a, b, c definiert ist. Diese Ebene ist eine Fläche der konv Hülle im $\mathbb{R}^3$.

- Algorithmus:
  - Projiziere jeden Pkt $p \in S$, $p = (x, y)$ auf einen Paraboloiden, dh bilde $p = (x, y)$ ab auf $p' = (x, y, z)$ mit $z = x^2 + y^2$