Algorithmen im Chip-Entwurf 9

Kanalverdrahtung
und
globale Verdrahtung

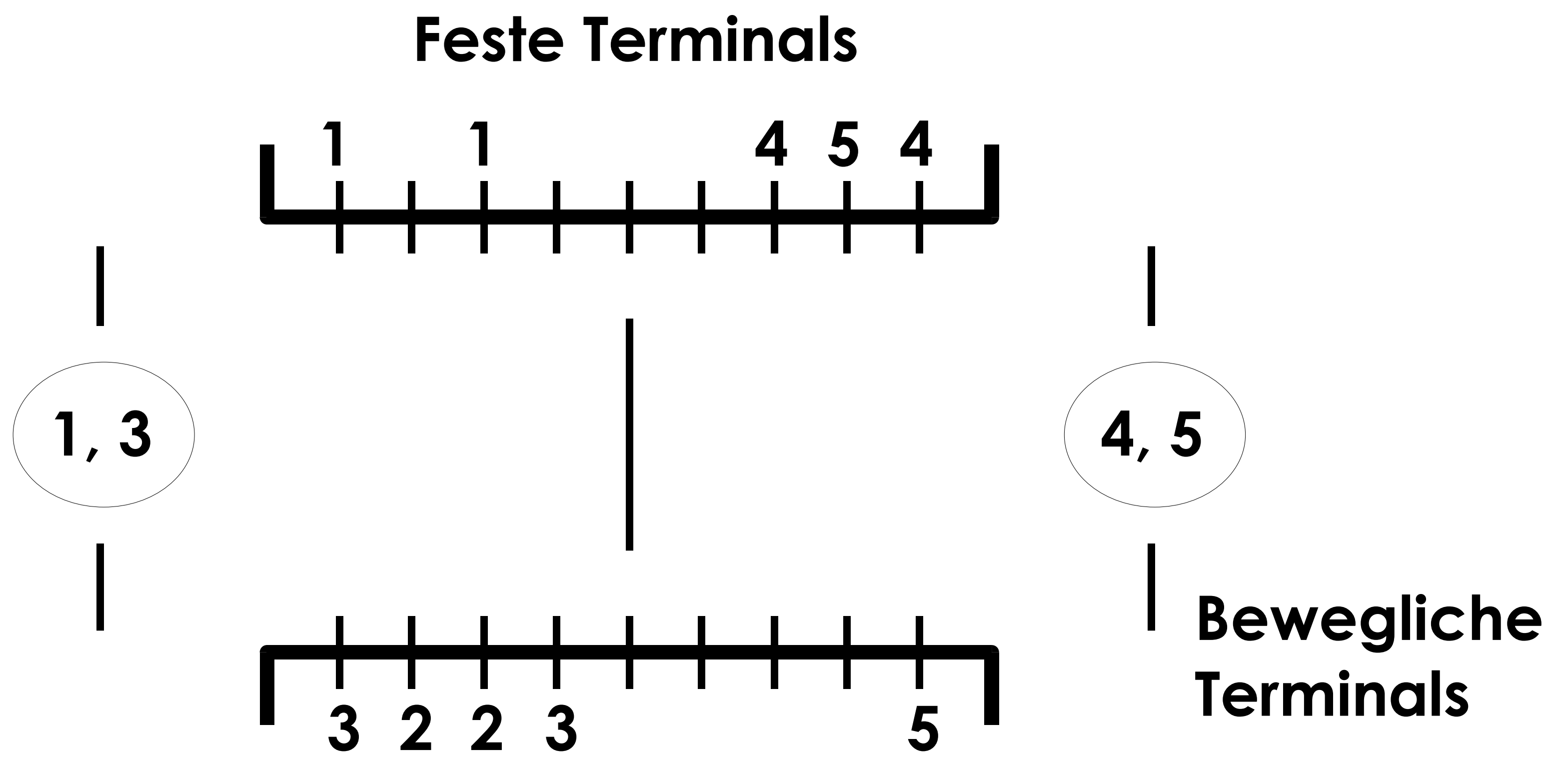
Andreas Koch
FG Eingebettete Systeme
und ihre Anwendungen
TU Darmstadt

Überblick

- Wiederholung
  - H- und V-Einschränkungen
- Kanalverdrahtung
  - Yoeli's Robuster Router
  - Beispiel
- Globale Verdrahtung
- Konstruktion von Steiner-Bäumen
- Zusammenfassung

Kanalverdrahtung 1

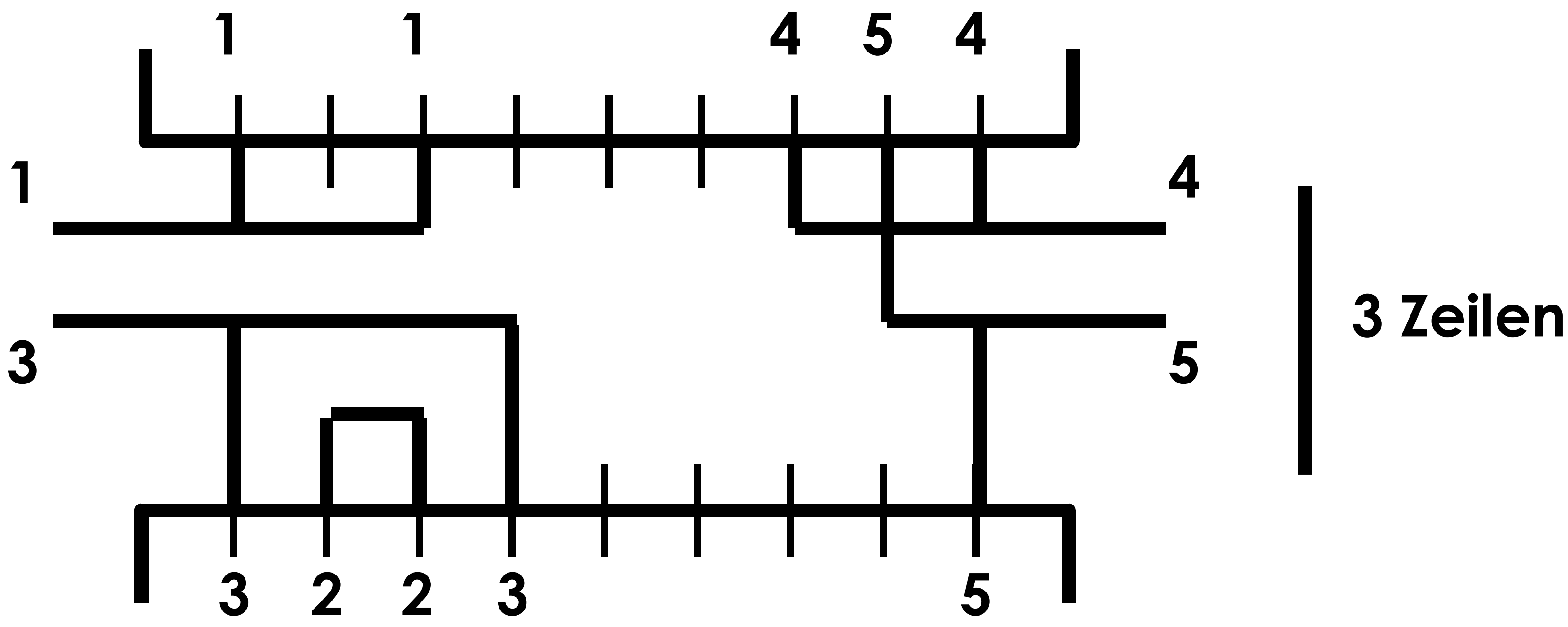
- Verdrahtung von Netzen in rechteckigem Kanal



- Ziel: min. Fläche, (min. Länge, min. Vias)

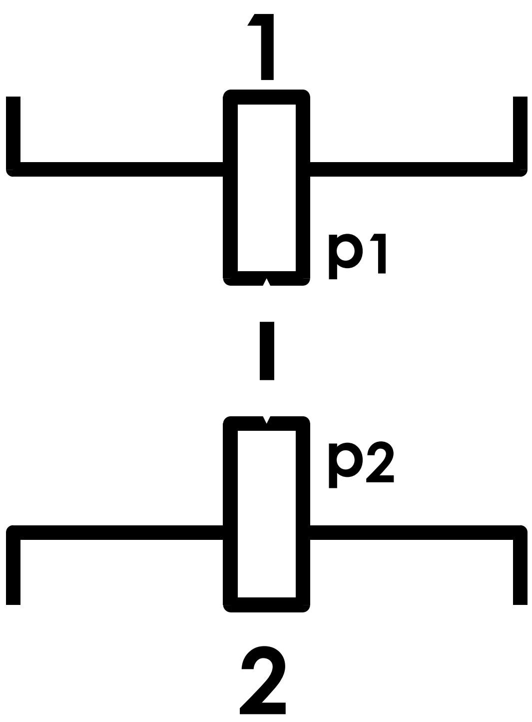
Kanalverdrahtung 2

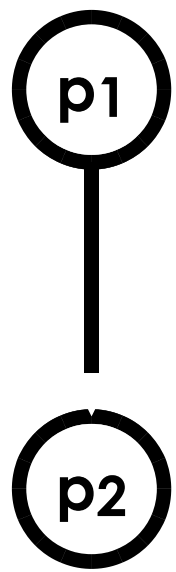
- Beispiel gelöst im klassischen Modell



Vertikale Einschränkungen

- Zwei gegenüberliegende Terminals
  - Oberes Segment in den Kanal *muß* über unterem Segment in den Kanal liegen
    - Sonst Kurzschluß





Vertical Constraint Graph (VCG)

Horizontale Einschränkungen

- Im klassischen Modell
  - Keine Überlappung zwischen H-Segmenten verschiedener Netze in gleicher Zeile
  - Sonst Kurzschluß

➔ Horizontale Einschränkung

- Falls keine vertikalen Einschränkungen
  - Keine gegenüberliegenden Terminals
  - ➢ Lösung durch Left-Edge Algorithmus (1971)

- Was tun bei H+V Einschränkungen?
  - NP-vollständig!

Robuster Kanal-Router 1

- Heuristik (Yoeli 1991)
- Algorithmus
  - Iteriert über alle Zeilen im Kanal
  - Verkleinert Problem mit jeder Iteration
  - Wechselt zwischen oberster / unterster Zeile
    - Arbeitet sich zur Kanalmitte vor
  - Zwei Phasen
    - Berechnen von Gewichten für Netze
      - Wie gut wäre aktuelle Zeile für Netz?
    - Selektion von Untermenge mit maximalem Gewicht
      - Heuristik bei Verletzung vertikaler Einschränkungen

Robuster Kanal-Router 2

- Berechnung der Gewichte w_i für Netz *i*

❶ Falls *i* Spalten der maximalen Dichte überspannt,

$$w_i \mathrel{+}= B \qquad (B \text{ groß})$$

- Hoffe auf Verringerung der max. Dichte, unabhängig von Seite (*steepest descent*)

❷ Falls *i* ein Terminal auf der <u>aktuellen</u> Seite (oben / unten) auf Spalte x hat,

$$w_i \mathrel{+}= d(x) \qquad (\text{für alle Spalten } x)$$

- Bevorzuge Netze mit Terminals auf aktueller Seite

❸ Für alle Spalten x bei denen eine vertikale Einschränkung verletzt würde,

$$w_i \mathrel{-}= K\, d(x) \qquad (5 \le K \le 10)$$

- Bestrafe verletzte Einschränkungen

Robuster Kanal-Router 3

- Regeln typisch für Heuristiken
- Robust
  - Unempfindlich gegen kleine Änderungen
- Nach Bestimmung der Gewichte
  - Finde Netz-Untermenge mit maximalem Gewicht, die in selbe Zeile passen
    - Ohne Verletzung horizontaler Einschränkungen
  - Verwendet Intervallgraph
    - Kante zwischen Knoten überlappender Intervalle

Robuster Kanal-Router 4

- Unabhängige Menge
  - Menge unverbundener Knoten
- Also gesucht:
  - Unabhängige Mengen maximalen Gewichts
    - Im allgemeinen NP-vollständig
    - Aber für Intervallgraphen in P !
- Vorgehensweise
  - Dynamic Programming
  - Konstruiere optimale Lösung aus Teillösungen
    - Komplexitätsparameter γ: $1 \leq \gamma \leq$ Kanallänge

Robuster Kanal-Router 5

- γ = Spalte c
  - Betrachte nur Netze mit rechtem Ende $\leq$ c
- Beispiel
  - $i_1=[1,4]$, $i_2=[12,15]$, $i_3=[7,13]$, $i_4=[3,8]$, $i_5=[5,10]$, $i_6=[2,6]$, $i_7=[9, 14]$
  - $\gamma = 0$, $\gamma = 1$, $\gamma = 2$, $\gamma = 3$: $\emptyset$
  - $\gamma = 4$, $\gamma = 5$: {i1}
  - $\gamma = 6$, $\gamma = 7$: {i1, i6}
  - $\gamma = 8$: {i1, i6, i4}
  - ...

Robuster Kanal-Router 6

- Bestimme Lösung γ=c aus Lösung γ<c
  - Altes Maximalgewicht *plus*
    Netz *n* mit rechtem Ende in Spalte c
    - Es ex. max. zwei solcher Netze (Terminals oben & unten)
  - *n* Teil der optimalen Lösung, falls
    - Gewicht von *n* plus Gewicht bestehender Netze <u>ohne Überlappung</u> mit *n* >= max. Gewicht ohne *n*

totalwght[c-1]

Besser?

Beste Lösung γ = c -1

Neues Netz mit xn_{max} = c

Eine Lösung mit *n*

totalwght[xn_{min}-1] + w_n

Robuster Kanal-Router 7

- Für Spalte c ausgewähltes Netz merken
  - In selected_net[c]
  - Kann leer sein (=0, kein neues dazugekommen)
  - Letztes (=rechtes) Netz immer in Lösung
  - Dann nach links suchen
    - Nach <u>nicht-überlappendem</u> Netz
  - Wiederhole bis linker Rand erreicht!

- Beispiel: ..., i_2=[5,9], i_3=[4,6], ..., i_7=[1,3], ...

c=	1	2	3	4	5	6	7	8	9
s_n[c]=	0	0	7	0	0	3	0	0	2

  - i_2 in Lösung, überspringe i_3, i_7 in Lösung

Robuster Kanal-Router 8

- Annahme: d_{max} Durchgänge reichen
  - Wäre dann optimale Lösung
- Iteration
  - Gewichtsberechnung
  - Konstruiere
    - Maximal-gewichtige unabhängige Menge
- Aber:
  - Nur *Versuch* der Vermeidung von V-Konflikten
    - Keine Garantie!

Robuster Kanal-Router 9

- Falls V-Konflikt unvermeidbar
  - Entferne ein oder mehrere Netze
    - Welche?
    - Heuristik!
  - Verdrahte Netz(e) mit Maze-Routing
    - Gute Umgebung: Viele Hindernisse!
  - Vorgehensweise genannt: Rip-up and Reroute
- Auch hier: Keine Garantie auf Lösung

→ Erneuter Durchlauf mit zusätzlicher Zeile
  - d_{max} war nur untere Schranke für Zeilenzahl

- Ggf. auch zusätzliche Spalte

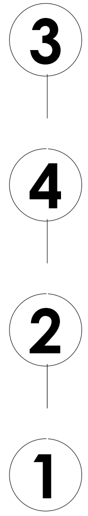
Robuster Kanal-Router 10

```
robust_router(placed_netlist N) {
  set<int> row;
  seq<set<int>> S;
  int[channel_width+1] totalwght, selected_net;
  bool top;
  int height, c, r, i;
  top := true;
  height := N.dmax();
  for (r := 1; r ≤ height; ++r) {
    forall "Netze i in netlist N"
      wi := i.compute_weight(N, top);
    totalwght[0] := 0;
    for (c:=1; c ≤ channel_width; ++c) {
      selected_net[c] := 0;
      totalwght[c] := totalwght[c-1];
      if (n = "Netz mit rechtem Term. oben in Spalte c") {
        if (wn + totalwght[xnmin-1] > totalwght[c]) {
          totalwght[c] := wn + totalwght[xnmin-1];
          selected_net[c] := n;
        }
      if (n = "Netz mit rechtem Term. unten in Spalte c") {
        if (wn + totalwght[xnmin-1] > totalwght[c]) {
          totalwght[c] := wn + totalwght[xnmin-1];
          selected_net[c] := n;
        }
      }
    }
    row := ∅;
    c := channel_width;
    while (c > 0)
      if (selected_net[c] != 0) {
        n := selected_net[c];
        row := row ∪ {n};
        c := xnmin - 1;
      } else
        --c;
    S.append(row);
    top := !top;
    N := "N ohne Netze in row";
  }
  "Maze-Routing bei V-Konflikten"
}
```

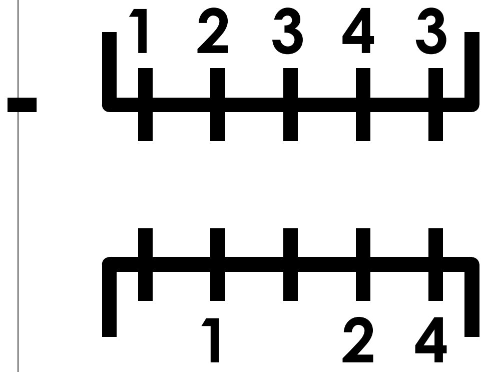
- Ggf. Wiederholung mit
  - * Erhöhter Breite
  - * Erhöhter Länge

Robuster Kanal-Router 11

VCG



1 2 3 4 5



x	1	2	3	4	5
d(x)	1	2	2	3	2

***B* = 1000, *K* = 5**

$w_1 = (0) + (1) + (-5 \cdot 2) = -9$

$w_2 = (1000) + (2) + (-5 \cdot (2+3)) = 977$

$w_3 = (1000) + (2+2) + (-5 \cdot 0) = 1004$

$w_4 = (1000) + (3) + (-5 \cdot 2) = 993$

totalwght[1]=0 sel[1]=0

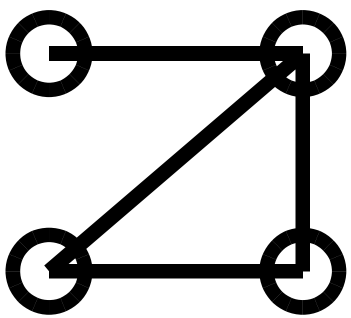
totalwght[2]=max(0,0-9)=0 sel[2]=0

totalwght[3]=0 sel[3]=0

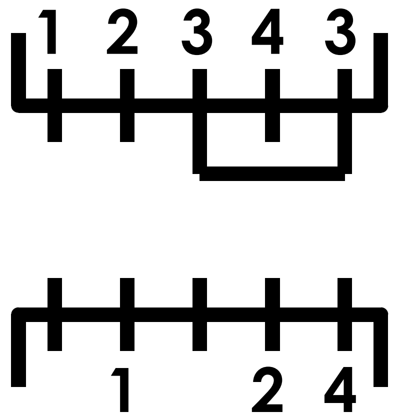
totalwght[4]=max(0,0+977)=977 sel[4]=2

totalwght[5]=max(977,0+1004,0+993)=1004 sel[5]=3

$i_1=[1,2]$ $i_2=[2,4]$

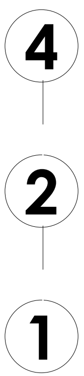


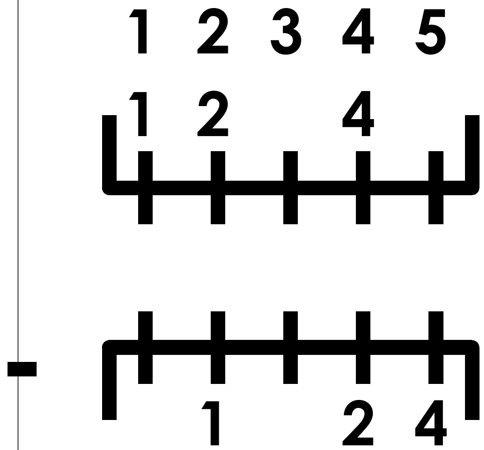
$i_3=[3,5]$ $i_4=[4,5]$



Robuster Kanal-Router 12

VCG





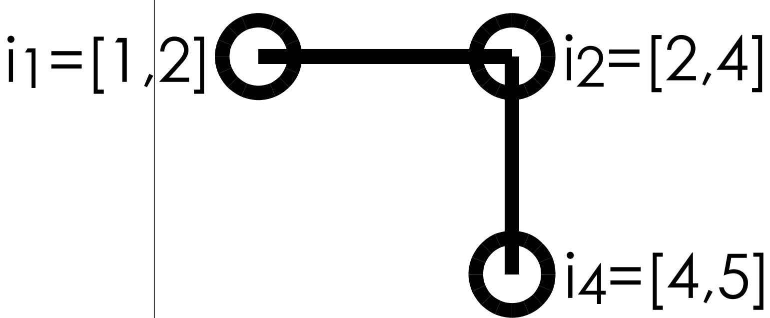
x	1	2	3	4	5
d(x)	1	2	1	2	1

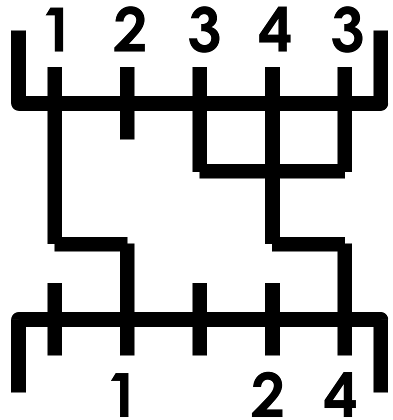
$w_1 = (1000) + (2) + (-5 \cdot 0) = 1002$

$w_2 = (1000) + (2) + (-5 \cdot 2) = 992$

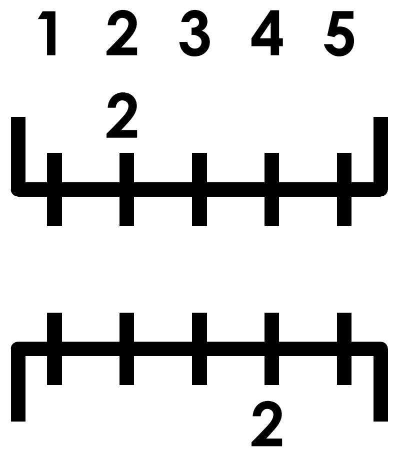
$w_4 = (1000) + (1) + (-5 \cdot 2) = 991$

totalwght[0]=0	sel[0]=0
totalwght[1]=0	sel[1]=0
totalwght[2]=max(0,0+1002)=1002	sel[2]=1
totalwght[3]=1002	sel[3]=0
totalwght[4]=max(1002,0+992)=1002	sel[4]=0
totalwght[5]=max(1002,1002+991)=1993	sel[5]=4

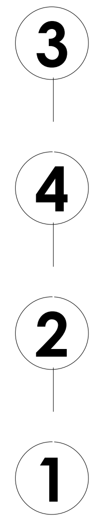


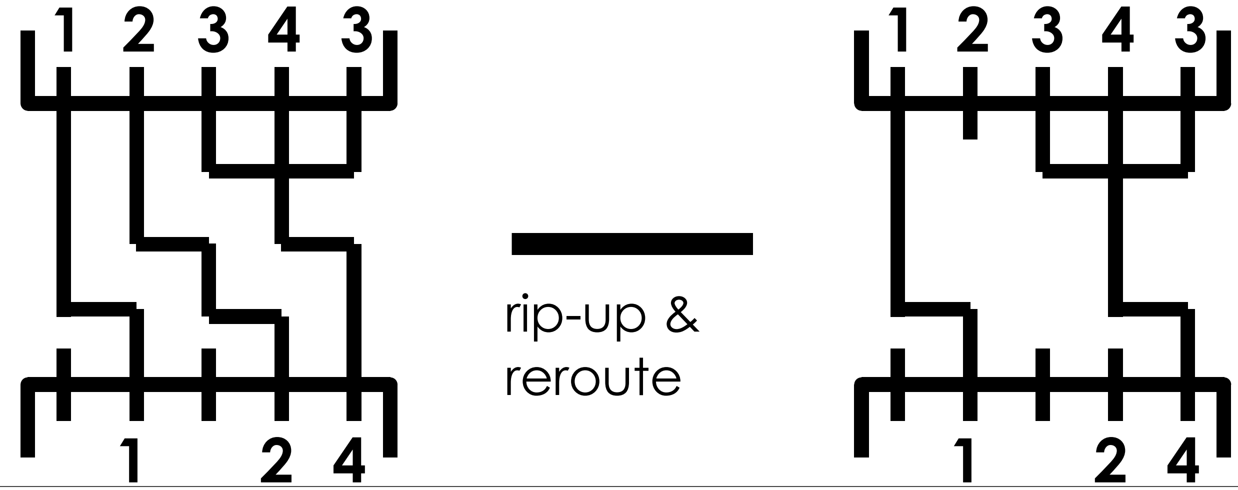


Robuster Kanal-Router 13



- Trivial: Netz 2 in Zeile 2
- Kombinierte Lösung
  - Anordnung mit V-Konflikt
    - 1. Zeile: Netz 3
    - 2. Zeile: Netz 2
    - 3. Zeile: Netz 1, Netz 4





Überblick Globalverdrahtung

- Wo kommen die Terminalpositionen her?
- Globalverdrahtung
  - Problem
  - Modellierung
  - Vorgehensweisen
- Algorithmus
  - Für Standardzellen
  - Steiner-Bäume
    - Konstruktionsheuristik
    - Optimierung

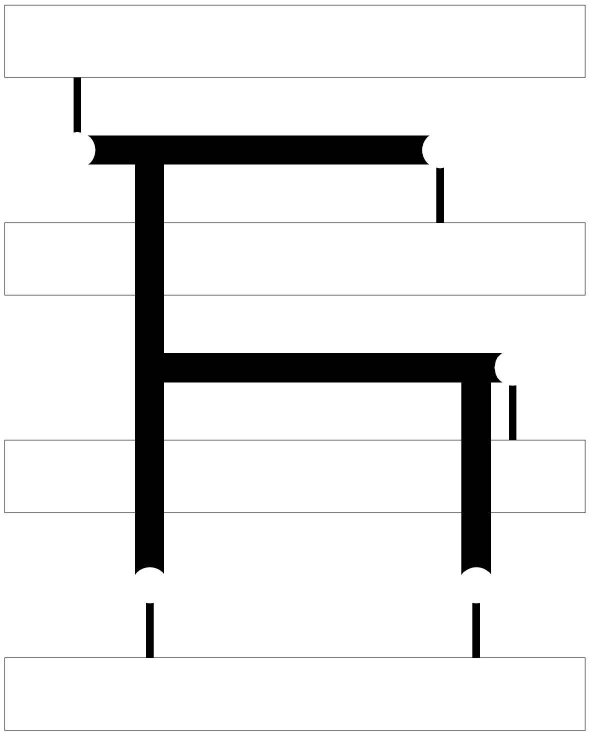
Globale Verdrahtung 1

- Im Entwurfsfluß
  - Nach Platzierung
  - Vor lokaler Verdrahtung
- Verteilt Signale auf Kanäle
  - Führung innerhalb der Kanäle bleibt offen
- Optimiert auf
  - Minimale Fläche
  - Einhalten der Zeitvorgaben
- Hängt von Zieltechnologie ab

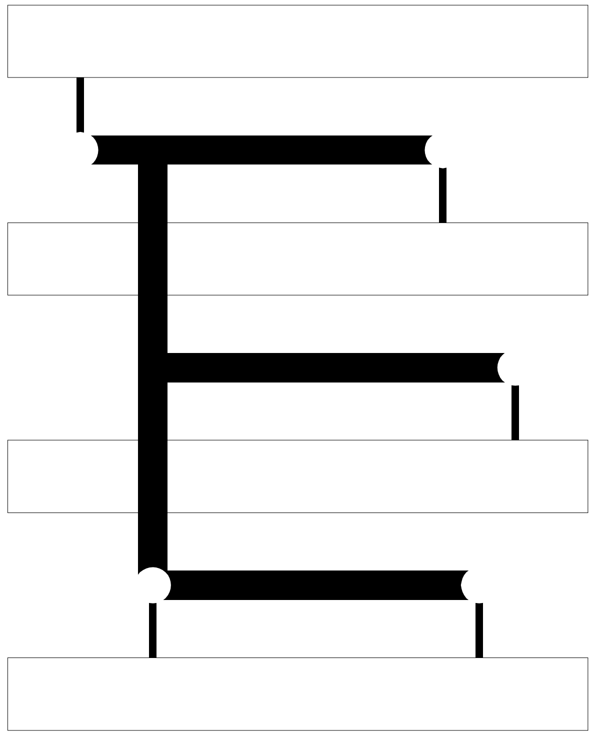
Globale Verdrahtung 2

- Hier: Im Standardzellen-Entwurf
- Alle Terminals eines Netzes an einem Kanal?
  - Falls ja: Nur lokale Verdrahtung erforderlich
- Sonst: Globale Verdrahtung
  - Trennt Netz auf einzelne Kanäle auf
  - Übergang zwischen Kanälen
    - Reservierte Verdrahtungsebenen
    - Feedthroughs einfügen (beeinflußt Platzierung)
    - Vorgegebene Feedthrough-Leitungen allozieren
  - Idee: Rechtwinkliger Minimaler Steiner Baum (RSMT)
    - Ggf. höhere Kosten für vertikale Segmente (feedthroughs)
    - Wenn begrenzte Ressource

Globale Verdrahtung 3



Rechtwinkliger Steiner-Baum
mit minimaler Länge



Rechtwinkliger Steiner-Baum
mit minimalen Übergängen

Globale Verdrahtung 4

- RSMT nicht immer beste Lösung
  - Neben Länge zu berücksichtigen:
    - Begrenzte Anzahl von Feedthroughs
    - Zeitvorgaben (timing-driven)
      - Kritische Netze kurz halten
- Hier nur durch Gewichtung der Kosten möglich
    - Kann sehr ungenau werden

Globale Verdrahtung 5

- Bessere Verzögerungsmodelle
  - Nur Verdrahtungslänge ungenau
    - Hier Widerstand und Kapazität zusammengeworfen
  - Besser:
    - R, C getrennt für einzelne Segmente
    - Bewährt: Elmore-Modell
      - Auch in VPR verwendet
- Dann andere Routing-Verfahren verwenden
  - Multicommodity Flow
  - Pattern-based
  - Hierarchical

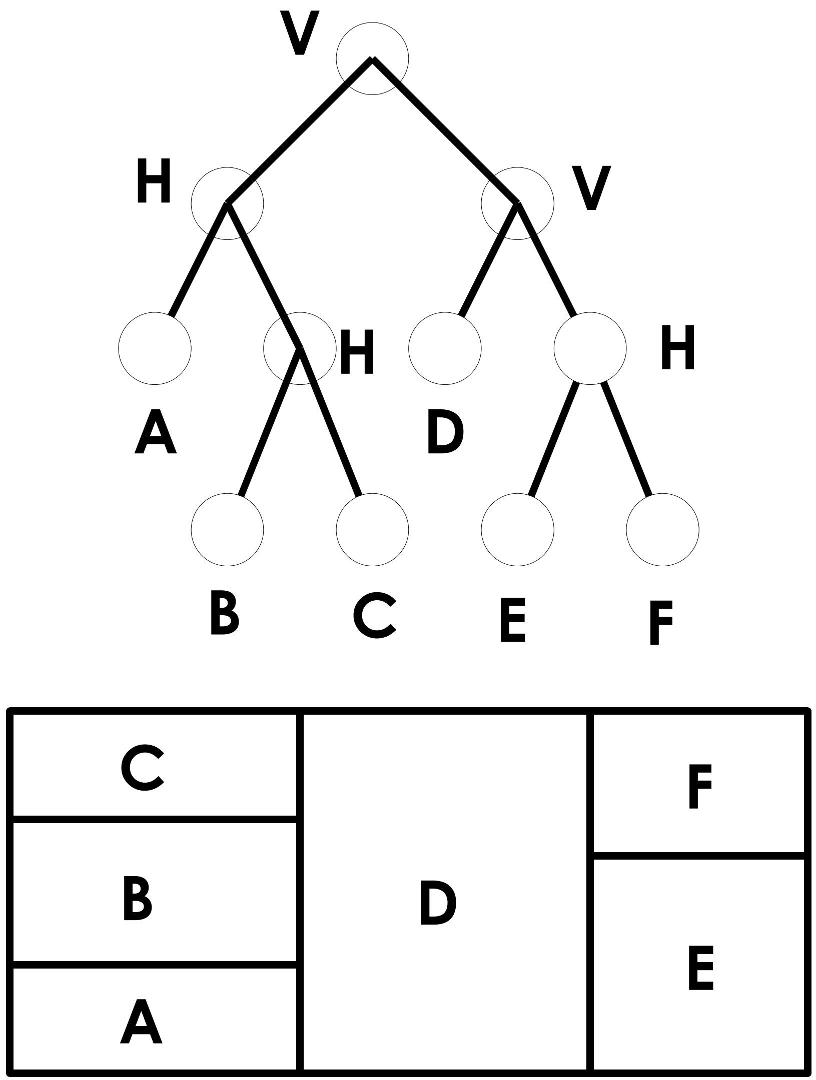
Globale Verdrahtung 6

- Annahme hier: Unidirektionale Sicht
  - 1 Quelle / n Senken
- Mögliche Teiloptimierungsziele
  - Kurzer Weg zu kritischer Senke
  - Gleich lange Wege (kleiner skew)
    - Verdrahtung von Takt-Leitungen (H-Trees)
- Gesamtziel
  - Minimiere Verdrahtungsfläche
  - Schätze Kanalbreiten ab

Globale Verdrahtung 7

- Nun: Building-Block Layout
- Komplizierter!
- Irreguläre Freiflächen zwischen Zellen
  - Was sind überhaupt die Kanäle?
- Wie Flächen in Kanäle aufteilen?
  - Channel Definition Problem (CDP)
- Kanäle in welcher Reihenfolge verdrahten?
  - Channel Ordering Problem (COP)

Exkurs Slicing Floorplans

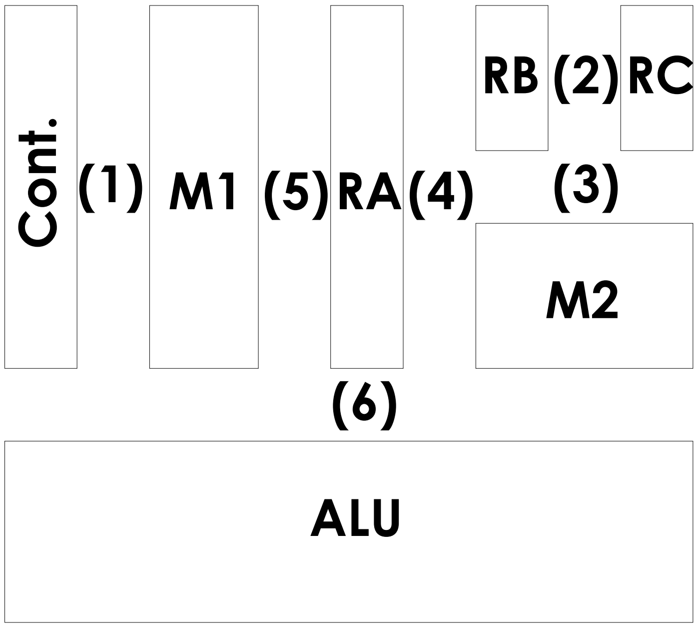


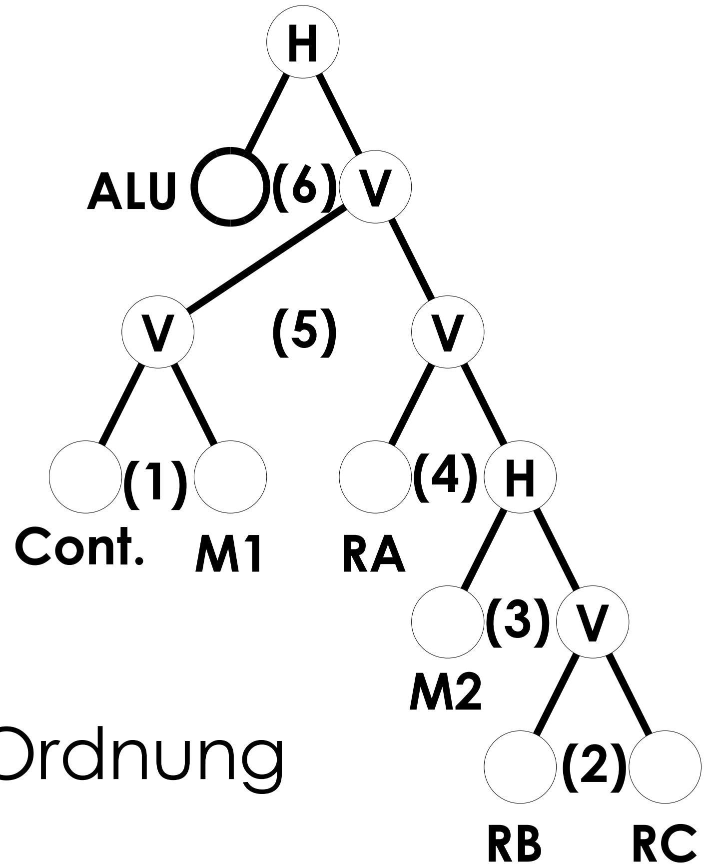
- Darstellung durch Slicing Tree
  - Knoten sind Schnitte oder Blattzellen
  - Schnitte nach Richtung getrennt
    - V: Linker Unterbaum *LINKS* von rechtem
    - H: Linker Unterbaum *UNTER* rechtem
- Wird erzeugt z.B. bei Platzierung mit MinCut
  - Hier aber allgemeiner!

Globale Verdrahtung 7

- Für Slicing Floorplan: Einfach zu lösen
- CDP
  - Schnittlinien sind Kanäle
  - Kanalform abhängig von Reihenfolge
  - Festgelegt im Channel Ordering Problem
- COP
  - Grundlage ist Slicing Tree
  - DFS mit Post-Order Traversal
    - Numeriere bearbeitete Knoten aufsteigend
    - V-Schnitt: V-Kanal, Länge=Ober/Unterkante der Zellen
    - H-Schnitt: H-Kanal, Länge=linke/rechte Seite der Zellen

Globale Verdrahtung 8





- CDP via Schnittrichtung, Ordnung
- COP via Slicing Tree
  - Post-Order DFS
  - Reihenfolge für Kanalverdrahtung

Globale Verdrahtung 9

- Bei Non-Slicing Floorplans
  - Reine Kanalverdrahtung nicht ausreichend
  - Braucht
    - Switchbox Router
    - Dreiseitige Kanal-Router
      - Nur eine Kanalseite hat bewegliche Terminals
      - Verdrahtungsfläche ist fest (ähnl. Switchbox)

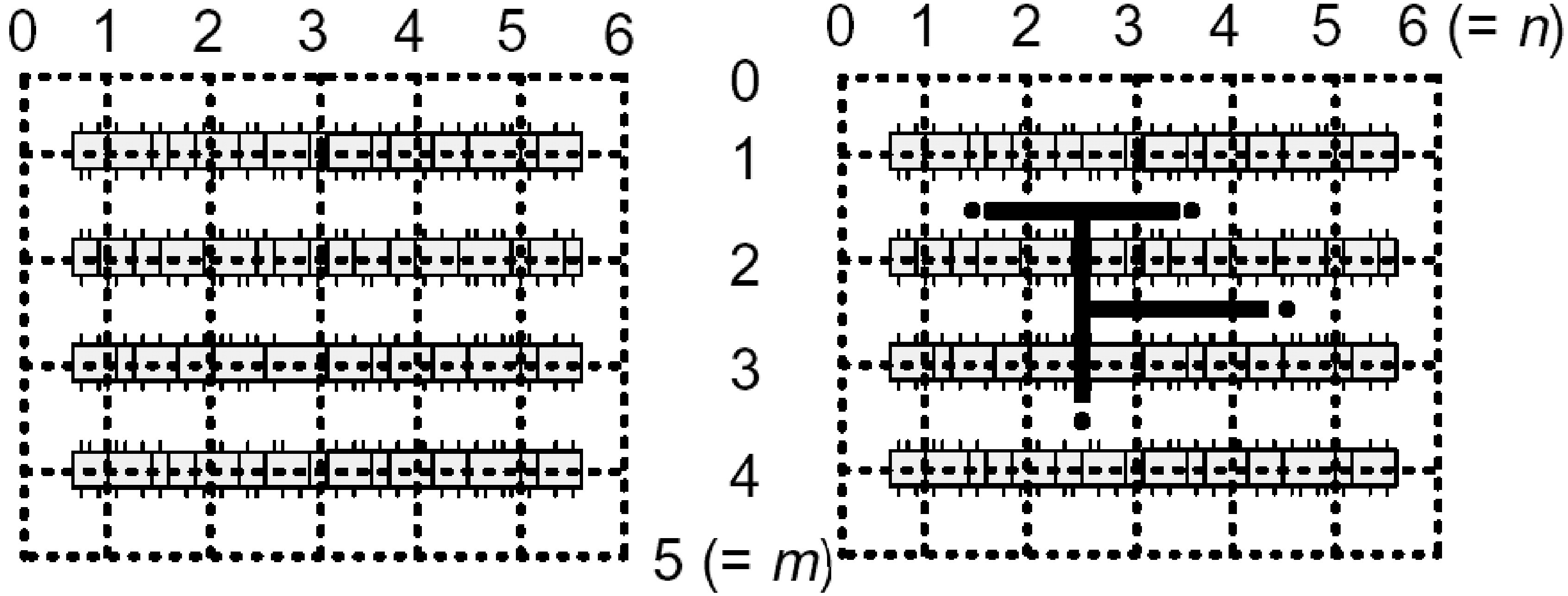
- Nach Lösung des CDP: Steiner-Baum
  - Bei Building Blocks der Regel keine Feedthroughs
  - Verdrahtung nur innerhalb der Kanäle
    - Sehe Kanäle als Kanten in Graph an
    - Löse Graphen-Version des minimalen Steiner-Baumes

Zwischenstand

- Kanalverdrahtung
  - Alle Terminals angrenzend an *einem* Kanal
  - Nun auch mit H- und V- Einschränkungen
  - Leitungsführung auf Zeilenebene in Kanal
- Globalverdrahtung
  - Terminals an *verschiedenen* Kanälen
    - Standardzellen
  - Leitungsführung auf Kanalebene
  - Nicht auf Zeilenebene
  - Teilweise erforderlich (building block layout)
    - Festlegen von Kanälen überhaupt (CDP)
    - Festlegen der Bearbeitungsreihenfolge (COP)
    - Einfach machbar bei Slicing Layouts

Modellierung 1

- Für Standardzelltechnologie
- Modellierung der Baum-Geometrie



m x n Matrix
V-Abstand variabel

Eingebetteter Baum
Verschmolzene Terminals

Modellierung 2

- Lokale vertikale Dichte $d_v(i,j)$
  - Leitungen durch V-Segment *i*-1,*i* in Spalte *j*
- Lokale horizontale Dichte $d_h(i,j)$
  - Leitungen durch H-Segment *j*-1,*j* in Zeile *i*
- Kanaldichte

$$D_v(i) = \max_{j=1}^{n} d_v(i, j)$$

- Gesamtkanaldichte

$$D_T = \sum_{i=1}^{m} D_v(i)$$

- Ziel: Minimiere D_T mit $d_h(i,j) \leq M_{ij}$
  - M_{ij}: Verfügbare vertikale Feedthroughs im H-Segment *j*-1,*j* in Zeile *i*

Mögliche Vorgehensweisen 1

- Variante von Lees Algorithmus
  - Erhöhe Überquerungskosten je Segment
    - Nach jedem Netz
  - Probleme
    - Versagt bei Auswahl aus vielen gleich guten Routen
    - Qualität abhängig von Netzreihenfolge

Mögliche Vorgehensweisen 2

- Sequentieller Aufbau von RSMT je Netz
  - Bestimme Kantenkosten aus d_v, d_h
    - Umgehung von verstopften Gebieten *während* des Routings
    - Gute einzelne Routing-Ergebnisse
  - Qualität noch abhängig von Reihenfolge

Mögliche Vorgehensweisen 3

- Pseudo-simultanes Routing
  - Konstruiere unabhängigen RSMT je Netz
    - Immer optimale Route, unabhängig von Reihenfolge
  - Korrigiere Verstopfung (congestion) *später*

Variante

- Hierarchische Vorgehensweise
  - Beginne mit 2x2 Raster über gesamten Chip
  - Löse globales Verdrahtungsproblem
- Für jeden der Quadranten
  - Unteraufteilung in eigenes 2x2 Raster
  - Löse globales Verdrahtungsproblem erneut
- Divide-and-Conquer Vorgehen

Variante

- Im Extremfall: Bis hin zu einzelnen Terminals
  - Erledigt komplette Verdrahtung
  - Inklusive Kanalverdrahtung
- Optimalitätsprinzip gilt aber nicht!
  - Leitungen aus Partition hinaus beeinflussen Unterentscheidungen

RSMT Problem

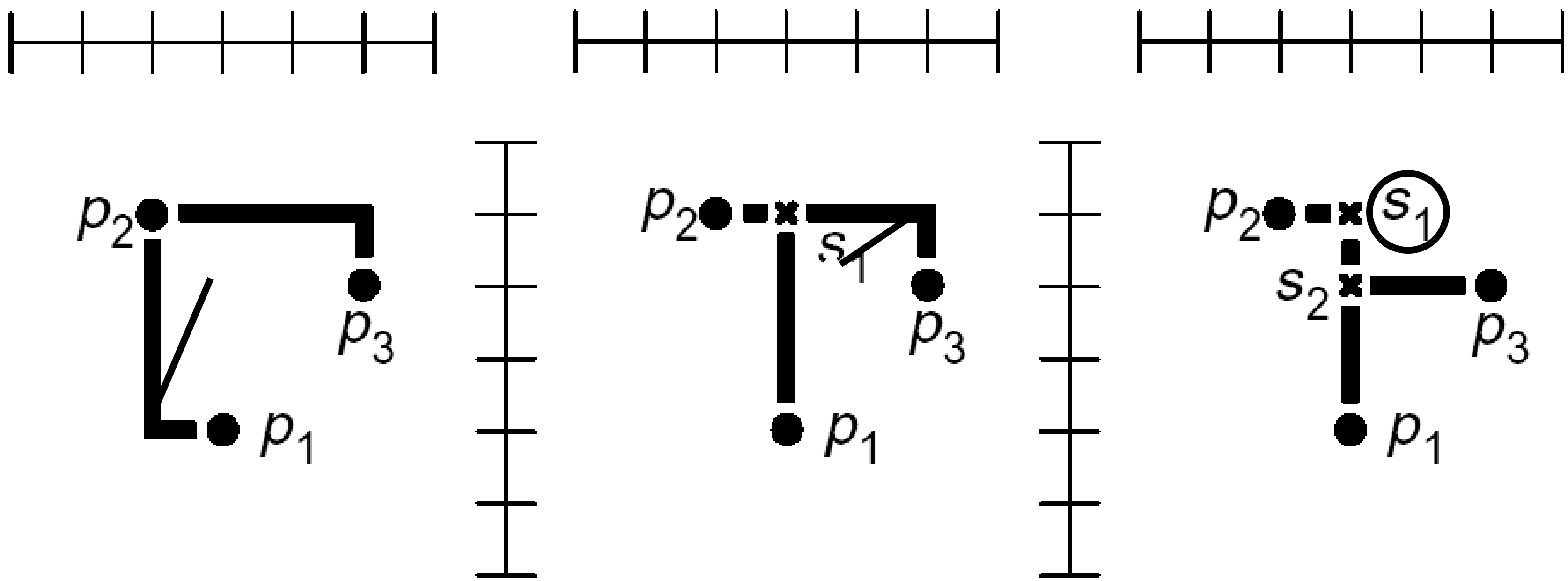
- Rechtwinklige minimale Steiner-Bäume
  - Nützlich zur Lösung von glob. Verdrahtungsproblemen
- Gegeben
  - P = {p1, p2, ...}: Punktmenge in der Ebene (2-D)
  - Distanzmetrik: $|x_i - x_j| + |y_i - y_j|$ (=Manhattan-Distanz)
- Gesucht
  - Finde verbindenden Baum für Punkte in P
    - Mit minimaler Gesamlänge!
  - Erlaube zusätzliche Punkte im Baum
    - Wenn sie zu kürzerer Gesamtlänge führen
    - Sogenannte „Steiner-Punkte“
- Hier vernachlässigt
  - Timing, Übersprechen

Lösung

- Exakt: NP-vollständig
- Approximieren durch MRST
  - Minimaler rechtwinkliger aufspannender Baum
  - Prims Algorithmus: $O(n^2)$
    - Maximal 1.5x länger als echter Steiner-Baum
  - Idee: Hinterher Ergebnis verbessern
- Ausblick: Neuere Heuristiken
  - Verbesserter MRST max. 11/8x länger als RSMT
    - Fössmeier et al. 1997

MRST Optimierung

- Beispiel: Lokales Umlegen von L-Stücken
  - Führt zu Steiner Punkten
  - Ziel: Verschmelzen von Segmenten
    - Reduktion der Gesamtlänge



- Steiner-Punkte haben Grad ≥ 3
  - s1 verschwindet (kein Steiner-Punkt mehr)

Besser: MRST-Erweiterung

- Vorteil: Nicht schlechter als 4/3x RSMT
  - Auch wenn MRST schlechtestes Ergebnis liefert
    - Wenn MRST = 1.5x RSMT, verbesserter MRST $\leq$ 1.33x RSMT
- Beginnt mit MRST nach Prim
- Verfeinert dann schrittweise
  - Nimmt jeweils einzelnen Punkt s zu P hinzu
    - s ist also Steiner-Punkt
  - Wählt s dabei so, dass MRST ($P \cup \{s\}$) minimal
  - Wird „1-Steiner-Baum-Problem“ genannt
- Wiederhole!
- Liefert beweisbar gute Ergebnisse
  - Kann aber keine optimale Lösung garantieren

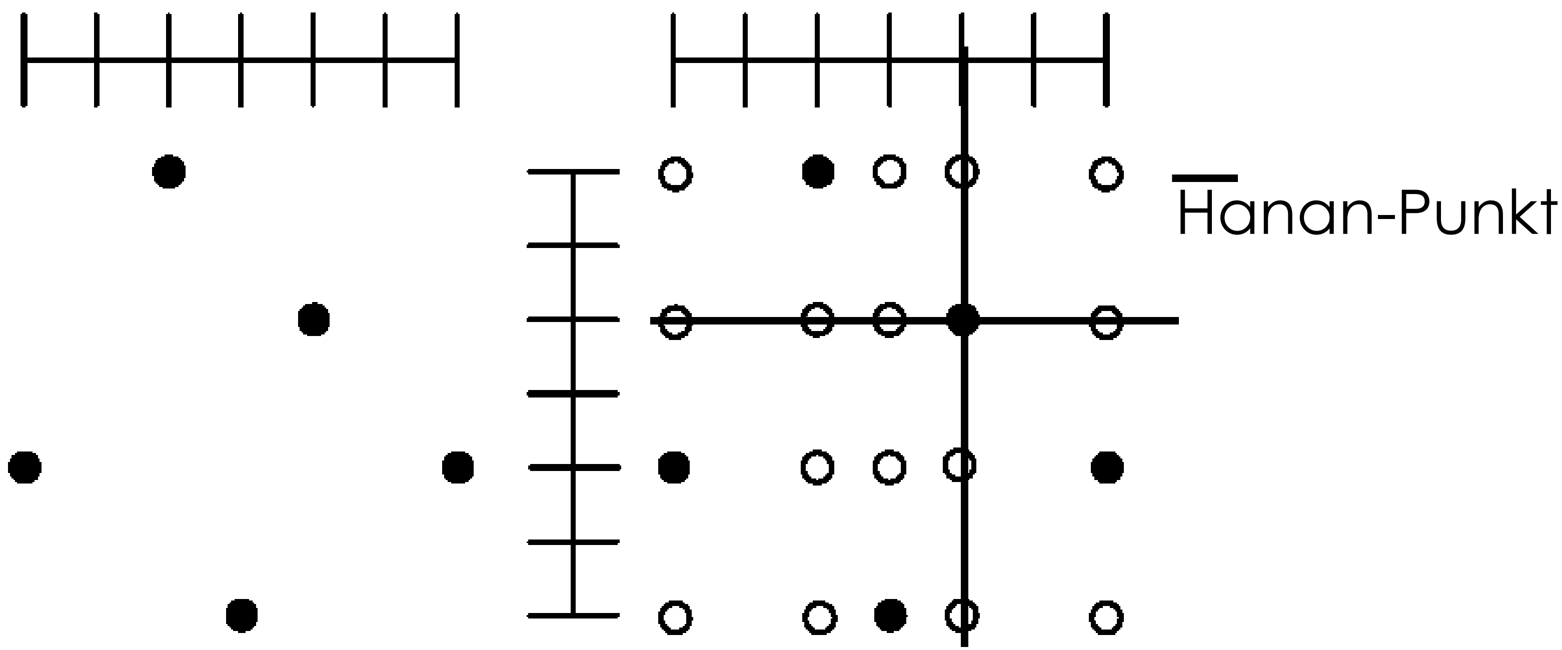
Algorithmus steiner

```
pair<set<vertex>,set<edge>>
steiner(set<vertex> P) {
        set<vertex>     T;
        set<edge>       E, F;
        int gain;   // Längenverkürzung

        E = P.primMRST();
        (T,F,gain) = oneSteiner(P, E);
        while (gain > 0) {
                P = T;
                E = F;
                (T,F,gain) = oneSteiner(P, E);
        }
        return (P,E);
}
```

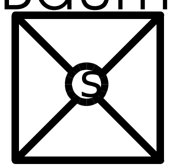
1-Steiner-Baum Konstruktion 1

- Wie den Punkt *s* bestimmen?
  - Alle Punkte ausserhalb von *P* ausprobieren
  - ... geht aber besser!
- Auf Hanan-Punkte beschränken (1966)
  - Hanan-Punkte liegen auf vorbesetzten Rasterlinien
  - Erlaubt trotzdem Finden des Optimums



1-Steiner-Baum Konstruktion 2

- Für Auswahl des besten Punktes *s*
  - Immer wieder MRST (*P* ∪ {*s*}) via Prim bestimmen
    - Punkt mit kürzestem Baum wird genommen
  - Geht auch besser ...
- Inkrementelle Berechnung des MRST
  - Aus MRST (*P*) hin zu MRST (*P* ∪ {*s*})
    - In linearer Zeit O(*n*), mit n = |P|
- Idee
  - Punkte im Baum haben max. Grad 4
  - *s* muss an Baum für *P* angeschlossen werden
  - Lage des *s* nächstgelegenen Punktes im Baum für *P*
    - In einer der Regionen N,E,S,W um *s*
      - *N,S:* $|d_x| \leq |d_y|$, *E,W:* $|d_y| \leq |d_x|$



Algorithmus oneSteiner

```
triple<set<vertex>,set<edge>,int>
oneSteiner(set<vertex> V, set<edge> E) {
        int maxgain;        vertex maxpoint;
        int gain;
        set<vertex> W;     set<edge> F;

        maxgain = 0;
        foreach s ∈ „Hanan-Punkte von V" do {
                (W,F,gain) = spanningUpdate(V,E,s);
                if (gain > maxgain) {
                        maxgain     = gain;
                        maxpoint    = s;
                }
        }
        if (maxgain > 0) {
                (W,F,gain) = spanningUpdate(V,E,maxpoint);
                return (W,F,gain);
        } else
                return (V,E,0);
}
```

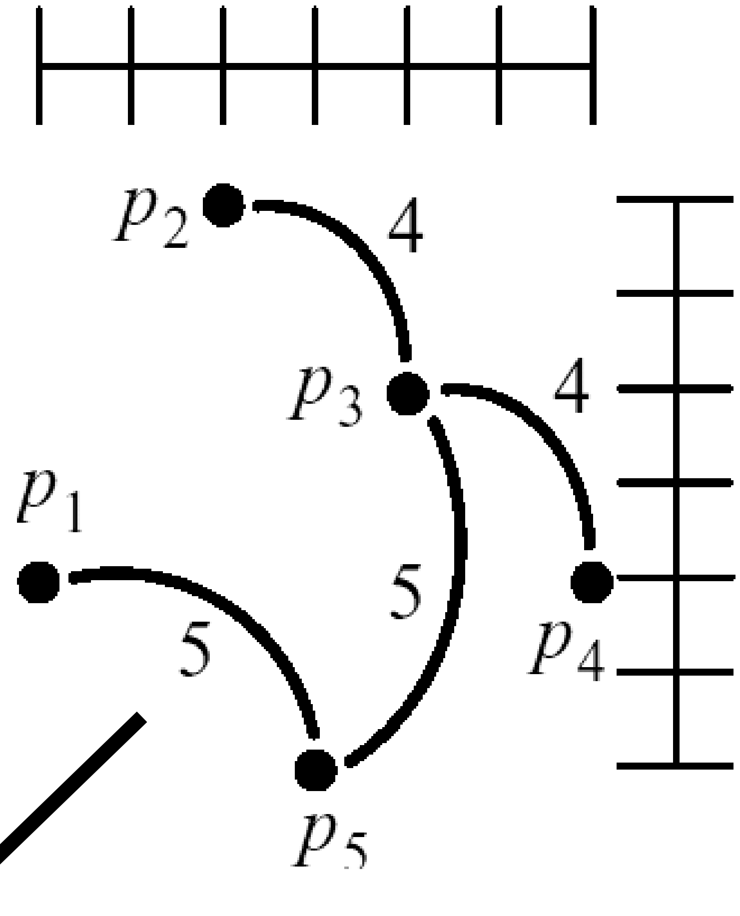
Algorithmus spanningUpdate

```
triple<set<vertex>,set<edge>,int>
spanningUpdate(set<vertex> V, set<edge> E, vertex s) {
        int         delta;                  // Längenverkürzung
        vertex      u, v, w;

        delta = 0;
        V = V ∪ {s};
        foreach dir ∈ {NORTH, EAST, SOUTH, WEST} do {
                u = s.closestPointInTree(V, dir);
                E = E ∪ {(s,u)};       // s an alle Partner anschliessen
                delta = delta – distance(s,u); // Hier Verlängerung!
                if (hasCycle(V, E)) {
                        (v,w) = findLongestCycleSegment(V, E);
                        E = E \ {(v,w)};
                        delta = delta + distance(v,w); // wieder verkürzen
                }
        }
        return (V, E, delta);
}
```

Beispiel Schritt 1

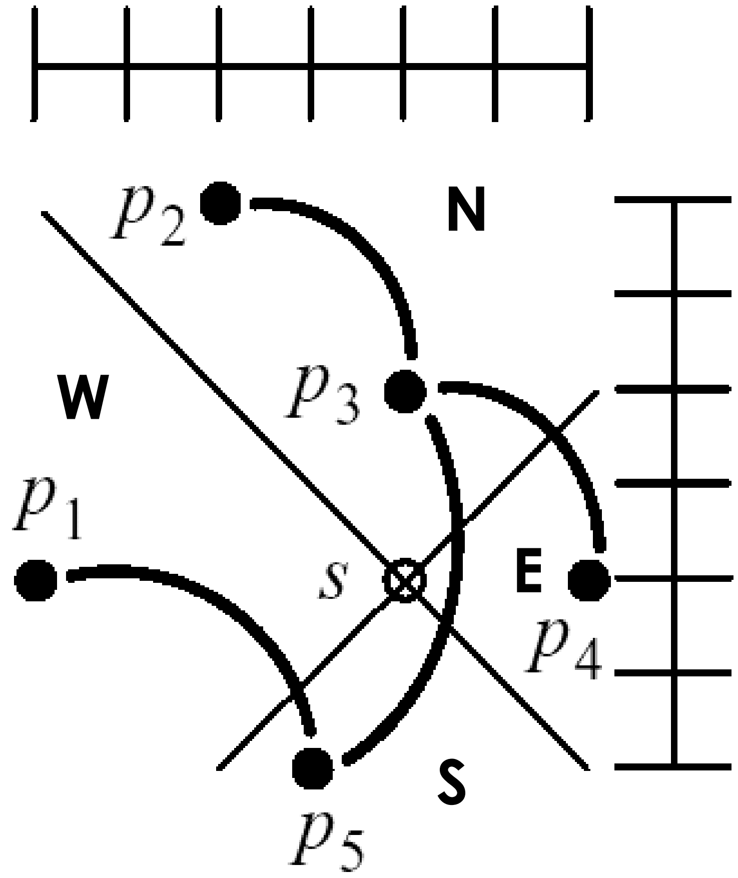
Eingabe: MRST, z.B. via Prims Algorithmus



Bögen geben nur Distanz an, noch keine genaue Führung

Beispiel Schritt 2

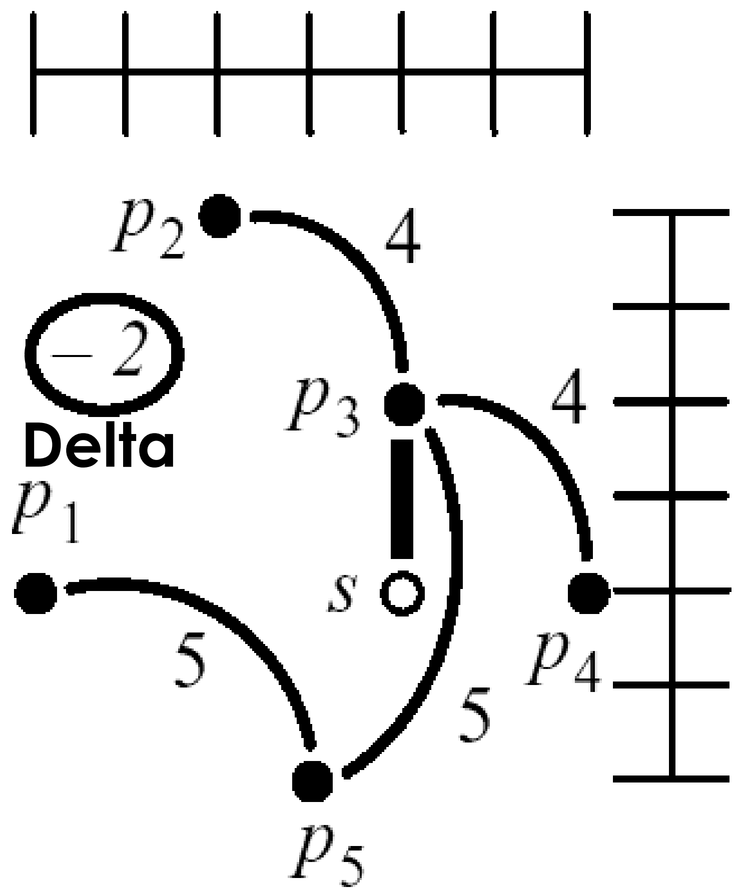
Hinzunahme eines ersten Hanan-Punktes *s*



***s* nahegelegenste Punkte aus *P*: p_3, p_4, p_5, p_1**

Beispiel Schritt 3

Anbinden an den ersten *s* benachbarten Punkt p_3 im N

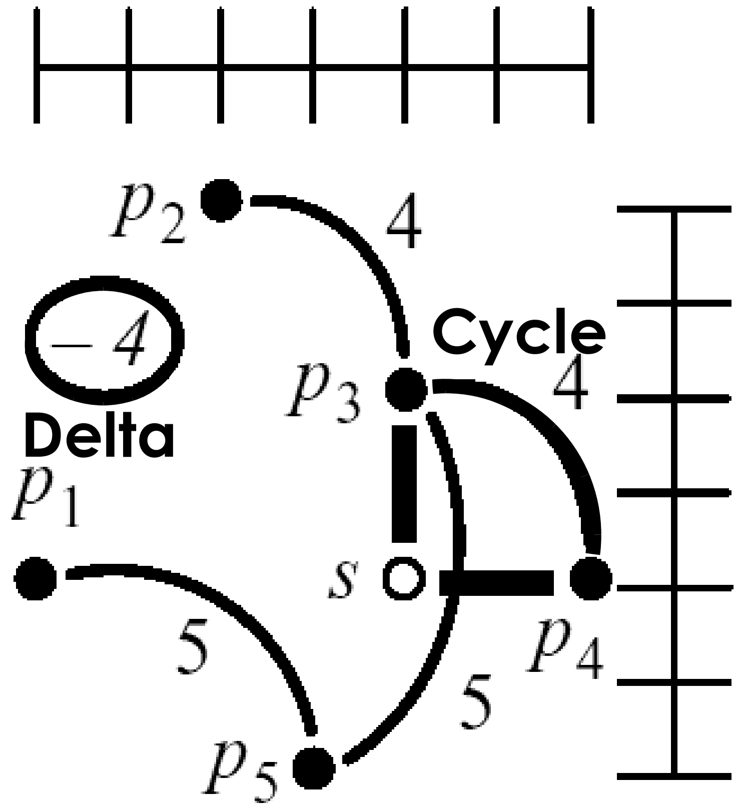


Nun festgelegte kürzeste Führung, Erhöhung der Länge

- Feste Verbindung für Punkte auf derselben Rasterlinie

Beispiel Schritt 4

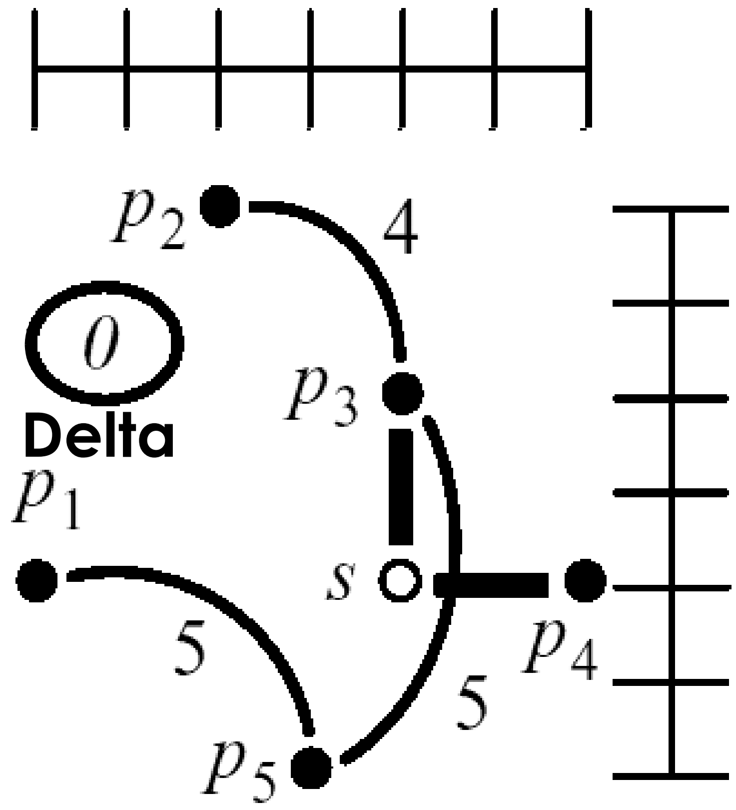
Anbinden an den zweiten *s* benachbarten Punkt p_4 im E



Auch festgelegte Führung und Erhöhung der Länge, Zyklus

Beispiel Schritt 5

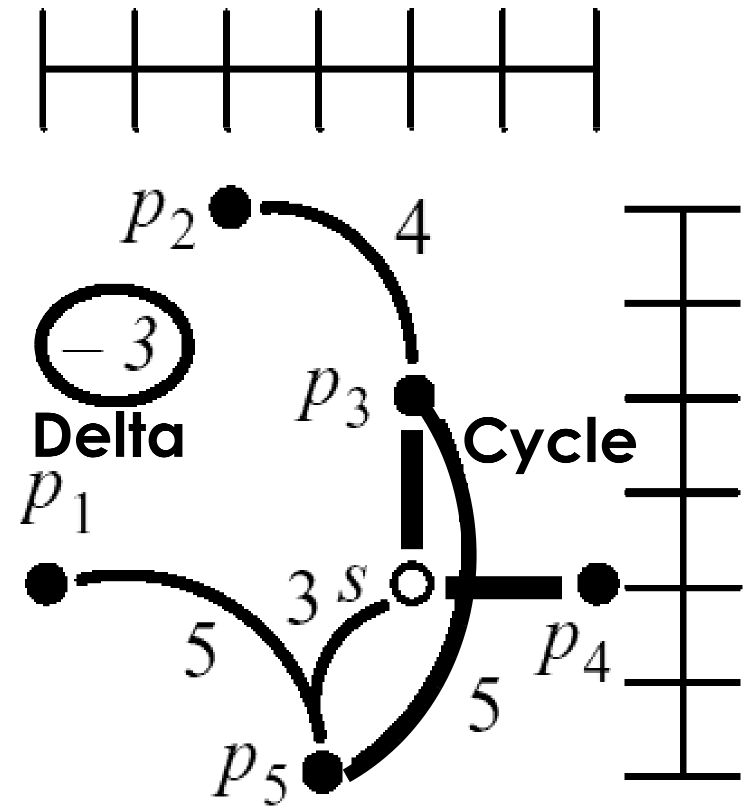
Entferne längste Kante d({p_4,p_3})=4 aus Zyklus



Gesamtlänge verkürzt sich nun um 4

Beispiel Schritt 6

Anbinden an den dritten *s* benachbarten Punkt p_5 im *S*

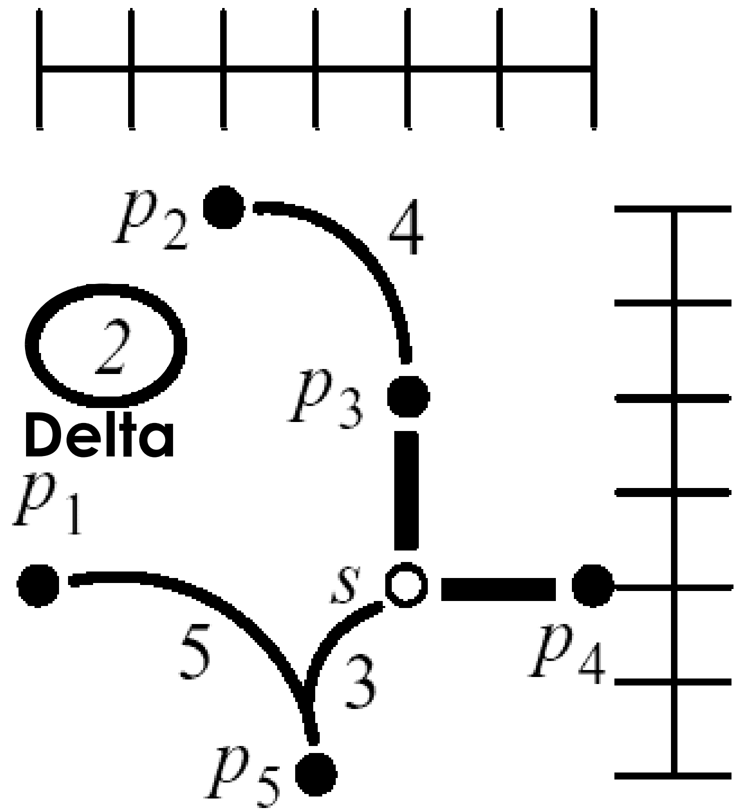


Noch keine feste Führung, Gesamtlänge erhöht sich, Zyklus

- *s* und *p5* nicht auf derselben Rasterlinie

Beispiel Schritt 7

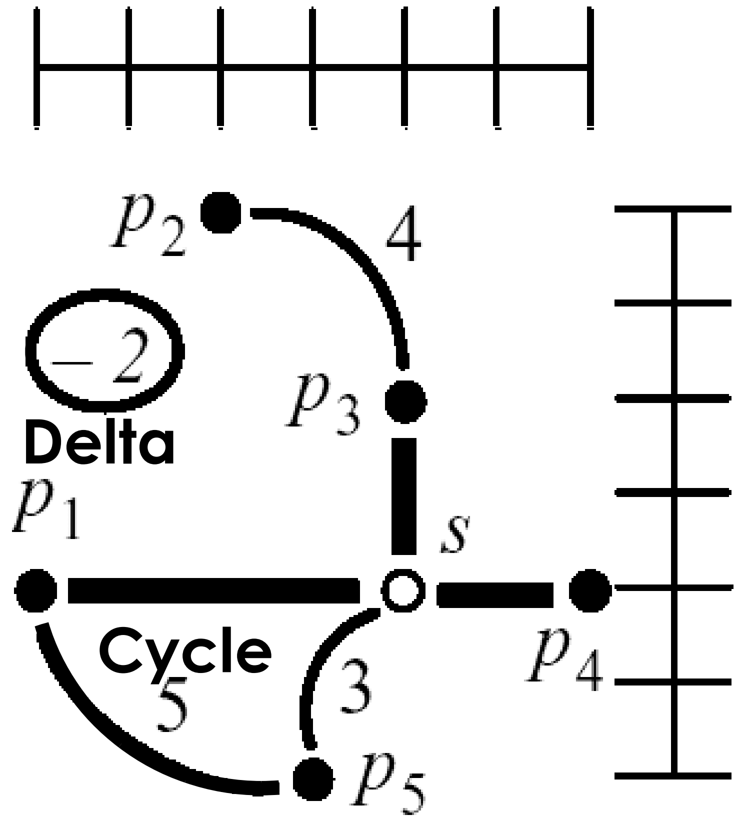
Entferne längste Kante d({p_5,p_3})=5 aus Zyklus



Gesamtlänge verkürzt sich nun um 5

Beispiel Schritt 8

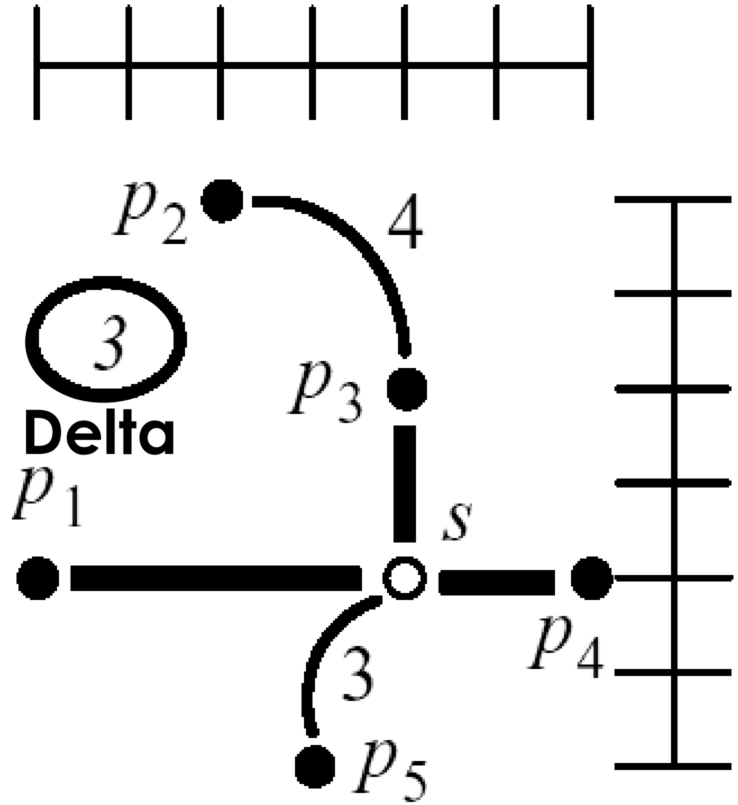
Anbinden an den vierten *s* benachbarten Punkt p_1 im W



Feste Führung, Gesamtlänge erhöht sich, Zyklus

Beispiel Schritt 9

Entferne längste Kante $d(\{p_5, p_1\})=5$ aus Zyklus



Gesamtlänge verkürzt sich nun um 5, Gesamtgewinn ist 3

Komplexität

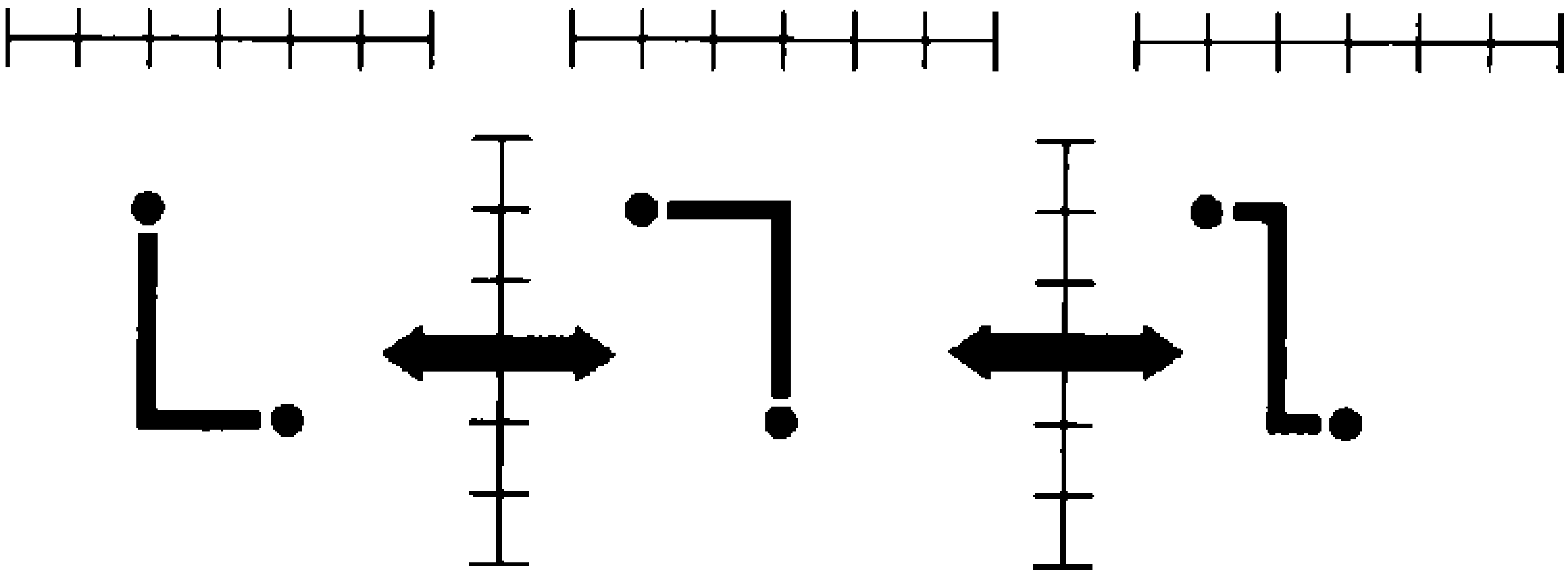
- spanningUpdate()
  - 4x closestPoint(): O(n)
  - hasCycle(): DFS mit History, O(n)
  - findLongestCycleSegment(): History, O(n)
  - ⇨ Gesamt: O(n)
- Anzahl Hanan-Punkte: O(n^2)
- oneSteiner() Gesamt: O(n^3)
- steiner() Gesamt: O(n^5)

- Im Durchschnitt aber besser
  - z.B. oneSteiner() nur 2x aufgerufen bei n=40
  - ⇨ O(n^3)

Beseitigen von Verstopfungen

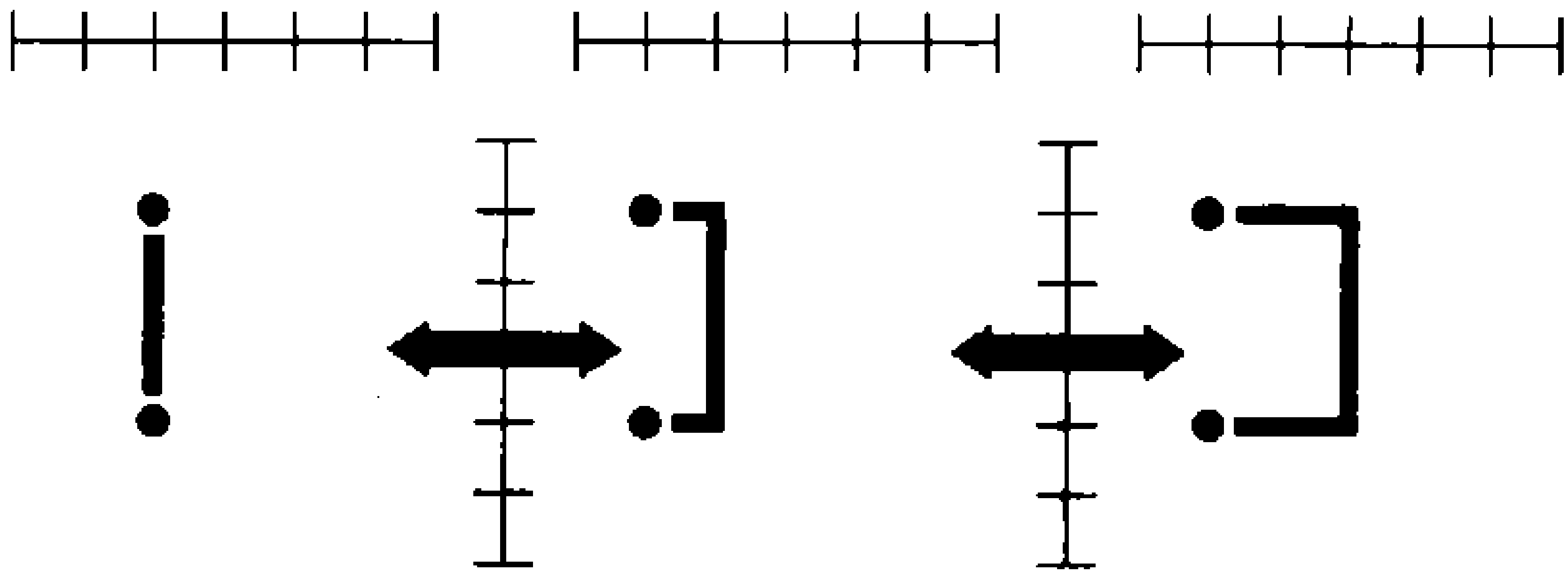
- Bisher unabhängige RSMTs: Einer je Netz
  - Ähnlich dem ersten Durchgang bei PathFinder
- Nachfrage nach V-Feedthroughs
  - Bestimmen
  - Stark verstopfte Stellen entlasten
- Wie? Lokale Transformation der einzelnen RSMTs
  - Kontrolliert durch eigene Optimierung
    - Z.B. Simulated Annealing oder Nachbarsuche

Lokale Transformation 1



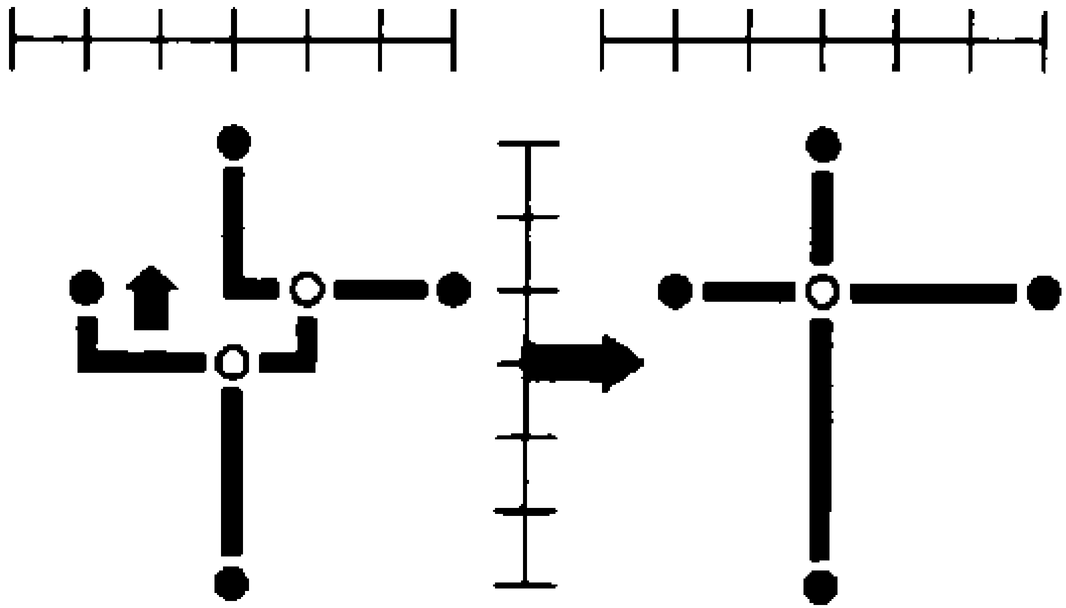
- Variiere konkrete Führung einer Kante
- Länge bleibt gleich

Lokale Transformation 2



- Länge erhöht sich
  - Kann aber Gesamtkosten senken

Lokale Transformation 3



- Kompliziertere Verschiebung
  - Vollständiges Entfernen von Steiner-Punkten
- Im Notfall: Maze-Routing
  - Nun bessere Umgebung

Zusammenfassung

- Yoeli's Robuster Router
  - Beispiel für komplexere Heuristik
    - Regeln
    - Ausführliches Beispiel
- Globalverdrahtung
  - Abhängig von Zieltechnologien
- Steiner-Bäume
    - Optimierungsziele
- Routing in Slicing-Floorplans
    - CDP, COP
- Globale Verdrahtung für Standardzellen
  - Konstruktion von Steiner-Bäumen
  - Lokale Optimierung