Algorithmen für Chip-Entwurfswerkzeuge

Verdrahtung

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

Vorlesung
WS 2018/2019

Florian Stock

Eingebette Systeme und Anwendungen
Technische Universität Darmstadt

Embedded Systems & Applications

Verdrahtung
Problem

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

- Bisher: Positionen für Objekte bestimmt?
- Wie werden diese Verbunden?
  - Verdrahtung bisher immer nur abgeschätzt
- Üblicherweise wird Verdrahtung zweigeteilt
  - Ähnliche dem hierarchischem Ansatz bei Partitionierung und Floorplanning
  - Globale Verdrahtung
    - Bestimmt die Lage ganzer *Verdrahtungskanäle*
    - Auf dem ganzen Chip
  - Lokale Verdrahtung
  - Bestimmt den Verlauf einzelner *Leitungen*
  - Innerhalb eines Verdrahtungskanales

Globale Verdrahtung

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

- 2 Ansätze:
  - Sequentiell – ein Netz nach dem anderen
    - Reihenfolge der Netze sehr wichtig
    - Üblicherweise sortiert nach
    - Kritikalität (Criticality)
    - Anzahl der Terminals
  - Gleichzeitig (Concurrently) – alle Netze Gleichzeitig
    - Sehr berechnungsaufwendig
    - Üblicherweise mittels hierarchischen Ansätzen

Globale Verdrahtung
Problem

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

Eingabe:
- Lage der Terminals (aus Platzierung)
- Zu Verbindene Terminals (Netzliste)
- Kanalkapazitäten

Ausgabe:
- Verdrahtungstopologie

Optimierung:
- Anzahl der gerouteten Netze
  - Standardzellen & ASICs können Reihen/Zellen Kanälen Platz machen
  - Bei FPGAs nicht möglich
- Routing Fläche
- Verdrahtungslänge

Lokale Verdrahtung

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

- Allgemeine Verfahren
  - Generische Graphen/Weg-Such-Algorithmen
- Eingeschränkte Verfahren
  - Kanalverdrahtung
  - Switchbox-Verdrahtung

Umfeld

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

- Verdrahtungslagen (Layer)
  - Anzahl technologieabhängig (28 nm bis zu 10)
  - Erlaubte Ausrichtung
    Horizontal, Vertikal, beides, 45°
  - Optional: Über Logik verdrahten (over-cell routing)
  - Lagenverbindung mittels *Vias*
- Freie Verdrahtung oder auf Raster (grid-based/gridless oder shaped-based)
  - Frei viel flexibler, aber entsprechend langsamer
- Beschränkungen: Design und/oder Performanz

Multilayer
Beispiele

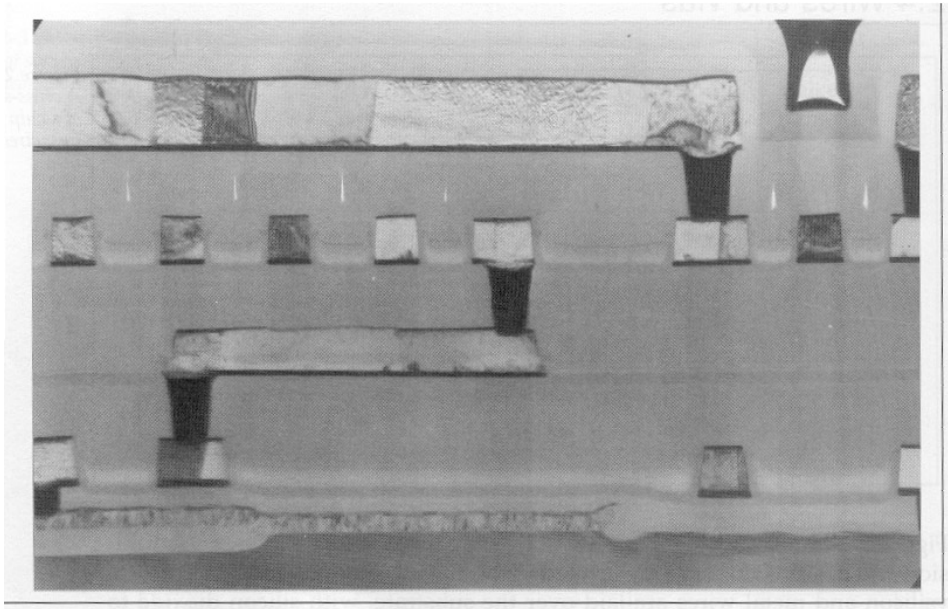
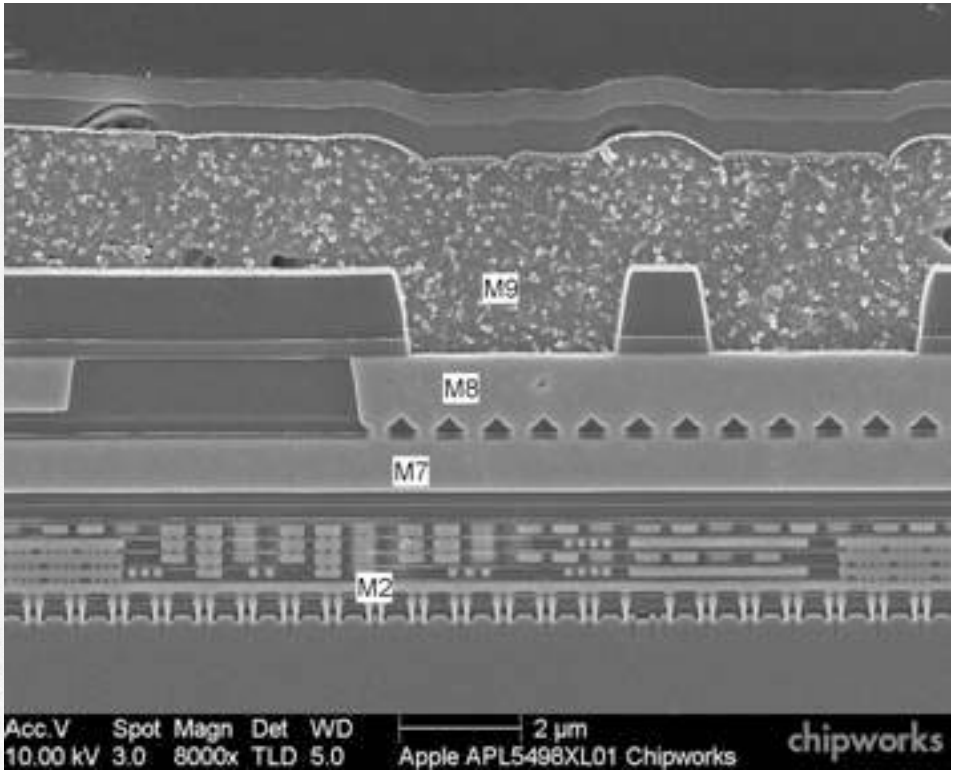


Figure 2-15: Cross-section of 4-level metal/1-level poly interconnect (courtesy UMC).



Modell

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

- Modellierung der Resourcen als Graph
  $\Rightarrow$ Routing-Ressource-Graph
- Alle Ressourcen werden als Knoten behandelt
- Kantengewichte entsprechen der Verzögerung
  (Verbreitetes Verzögerungsmodell: Elmore Delay)

Algorithmen

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

- 3 allgemeine Algorithmen
  - Maze
  - Line-Search
  - A*-Suche
- 2 globalen Routing-Algorithmen
  - Pathfinder
  - ILP-Formulierung
- Spezielle lokale Routing-Algorithmen
  - Kanal-Verdrahtung
    - Left-Edge Algorithmus
    - Robuster Kanalrouter

Maze Algorithmus
Lees Algorithmus

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

- Lee, 1961
- BFS
  2 Phasen: Wellenpropagation und Rückverfolgung
- Arbeitet auf einfachem Raster
- Findet garantiert den kürzesten Pfad
- Sehr langsam und speicherintensiv (beides $\mathcal{O}(n^2)$)

Maze Algorithmus
Wellenausbreitung

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

```
MazeSearchPropagation(int xdim, int
ydim, Vertex q, Vertex s) begin
    int cells[xdim][ydim] ;
    InitCells(cells) ;
    Set schonBesucht := {q} ;
    int dist := 1 ;
    repeat
        Set neighbours :=
        neighbours(schonBesucht) ;
        foreach Zelle c ∈
        neighbours\schonBesucht do
            c := dist ;
            schonBesucht :=
            schonBesucht ∪ c
        dist := dist + 1 ;
    until s ∈ schonBesucht;
```

- 1. Phase: Wellenausbreitung von Quelle aus
- In jedem Schritt nächste unbesuchte Nachbarn besuchen
- Bis die Senke erreicht ist

Maze Algorithmus
Rückverfolgung

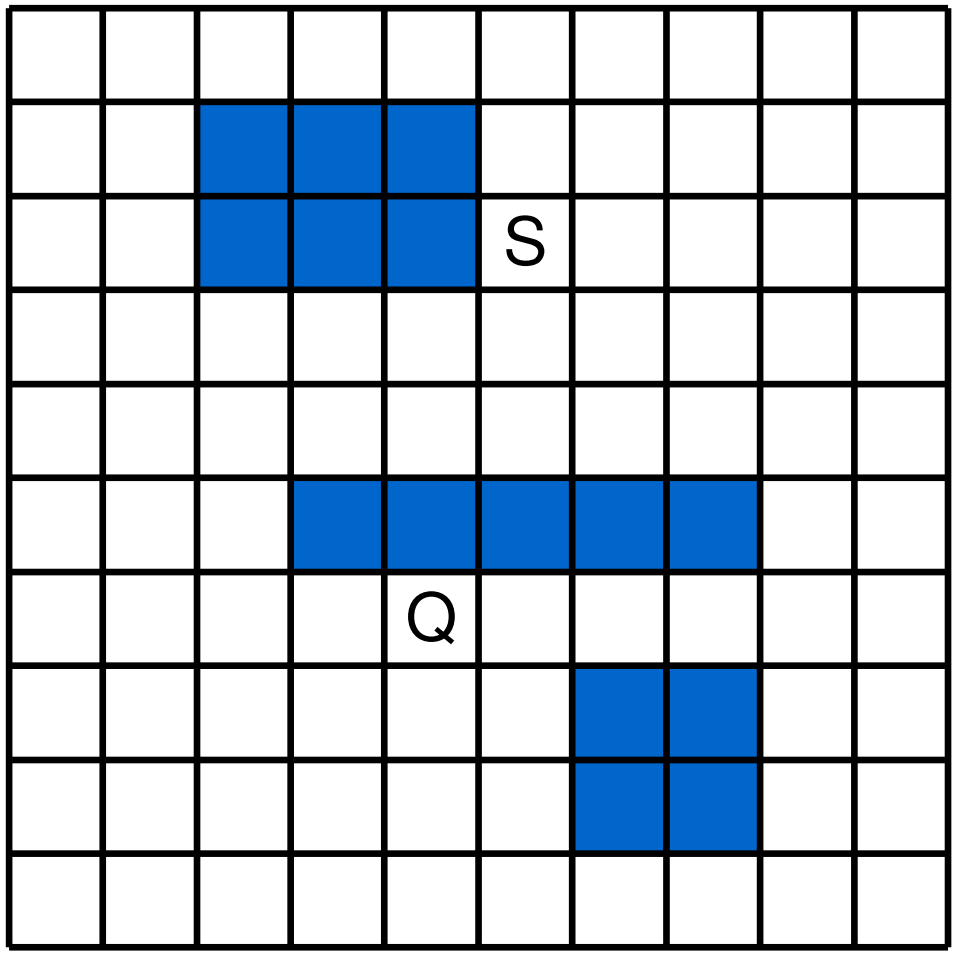
TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

```
MazeSearchBacktrace(int cells[xdim][ydim],
Vertex q, Vertex s) begin
    List<Zellen> route ;
    Zelle next = s ;
    repeat
        route.append(next) ;
        Set<Zellen> kandidaten :=
        neighbours(next) ;
        next:=selectRandom(kandidaten) ;
    until next = q;
    route.append(q) ;
    return route;
```

- 2. Phase: Rückverfolgung von Senke aus
- In jedem Schritt eine Zelle mit kleinere Nummer wählen
- Bis die Quelle erreicht ist

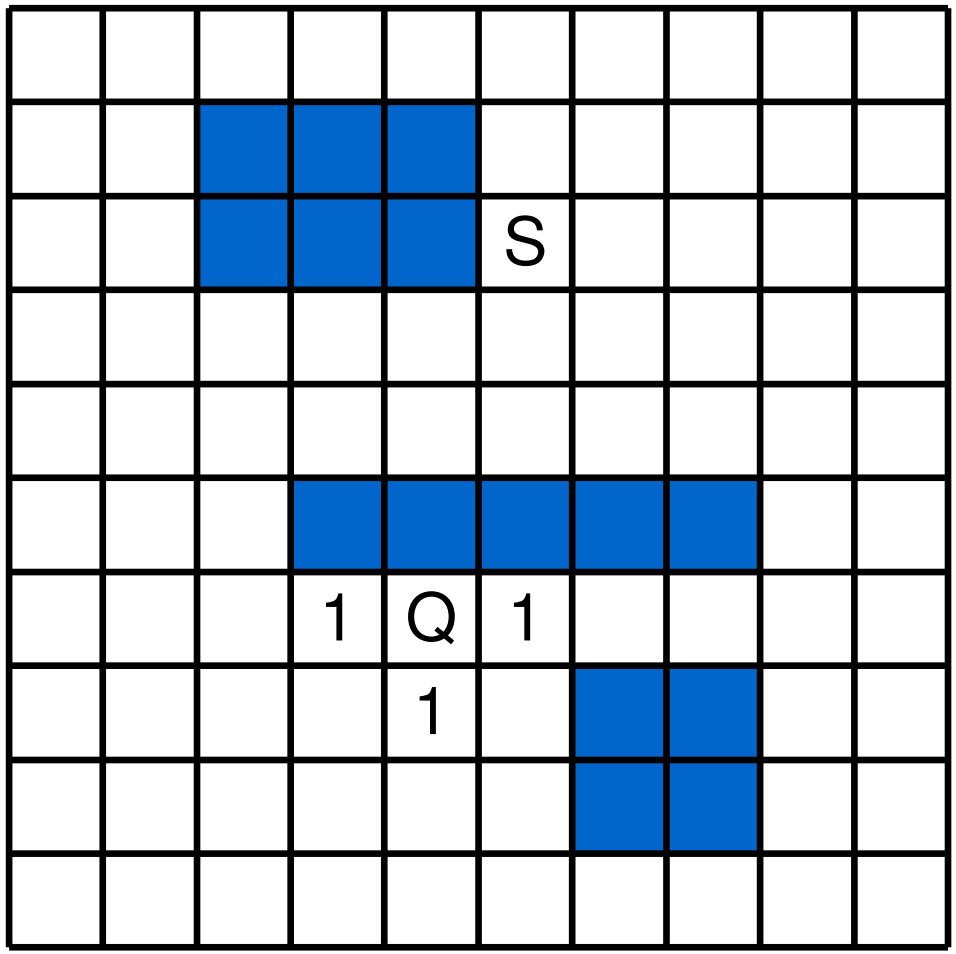
Maze Algorithmus
Beispiel

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT



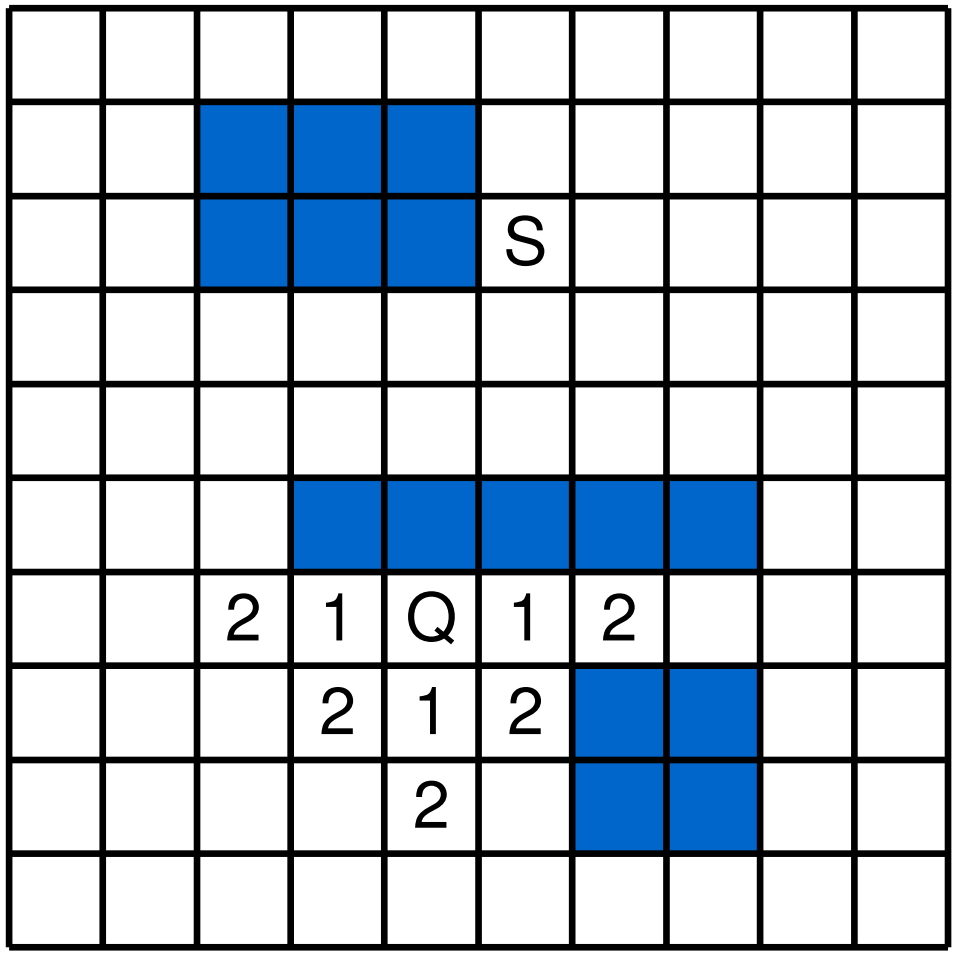
Maze Algorithmus
Beispiel

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT



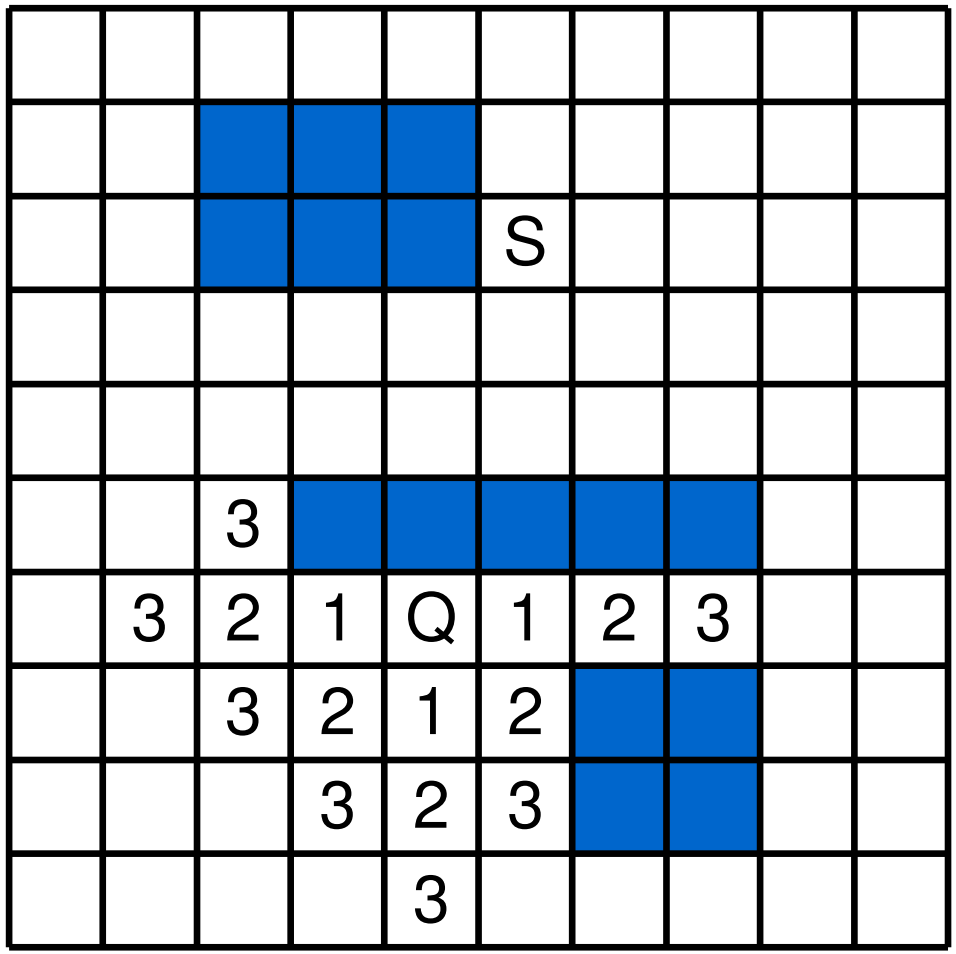
Maze Algorithmus
Beispiel

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT



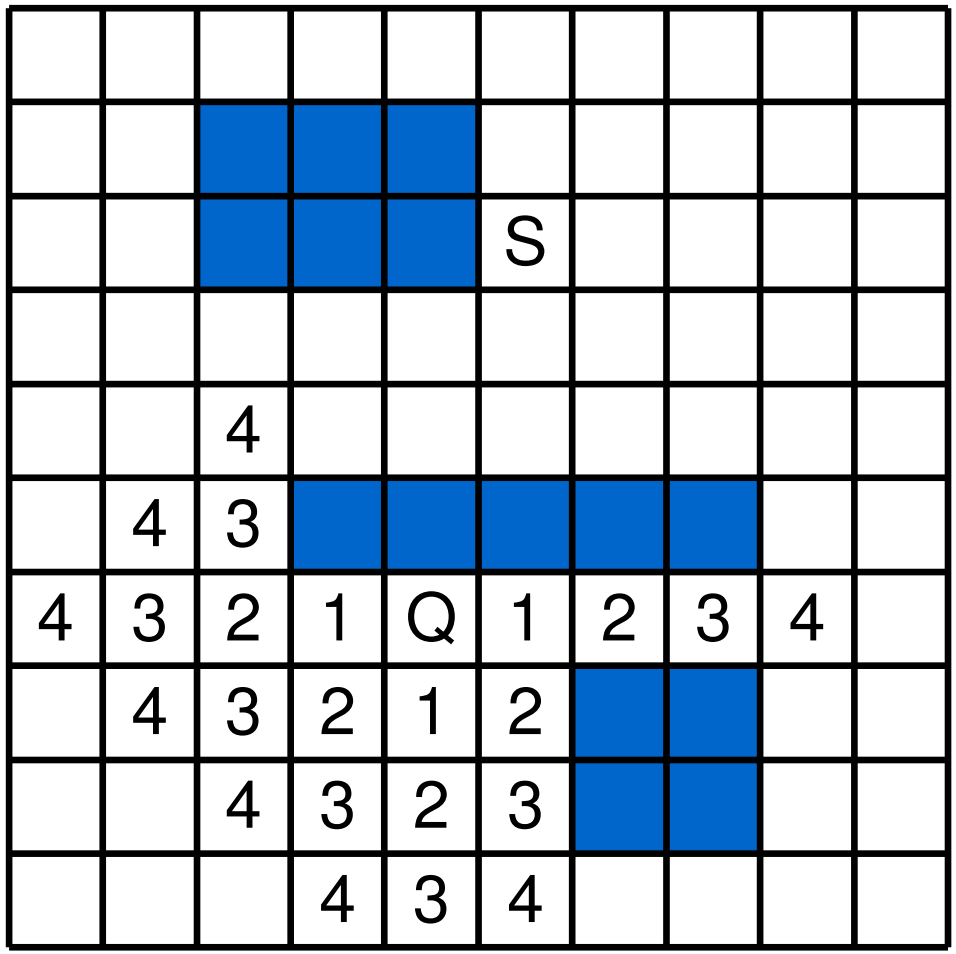
Maze Algorithmus
Beispiel

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT



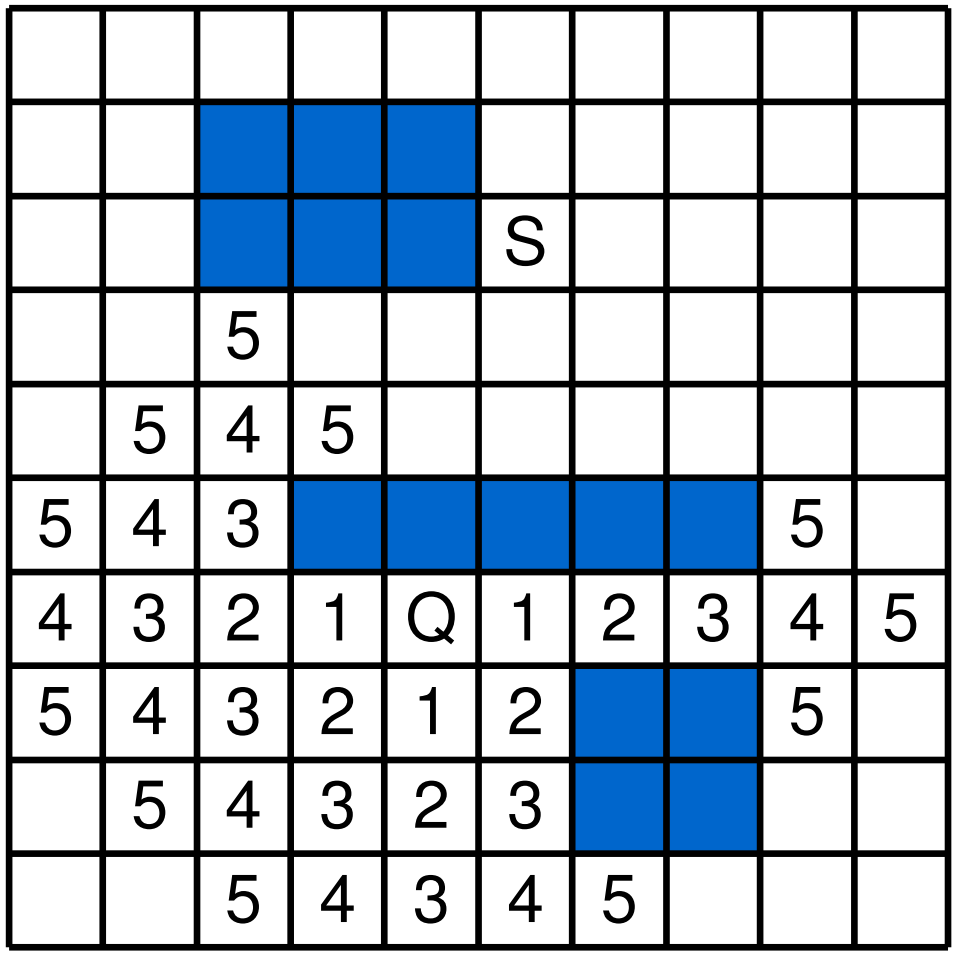
Maze Algorithmus
Beispiel

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT



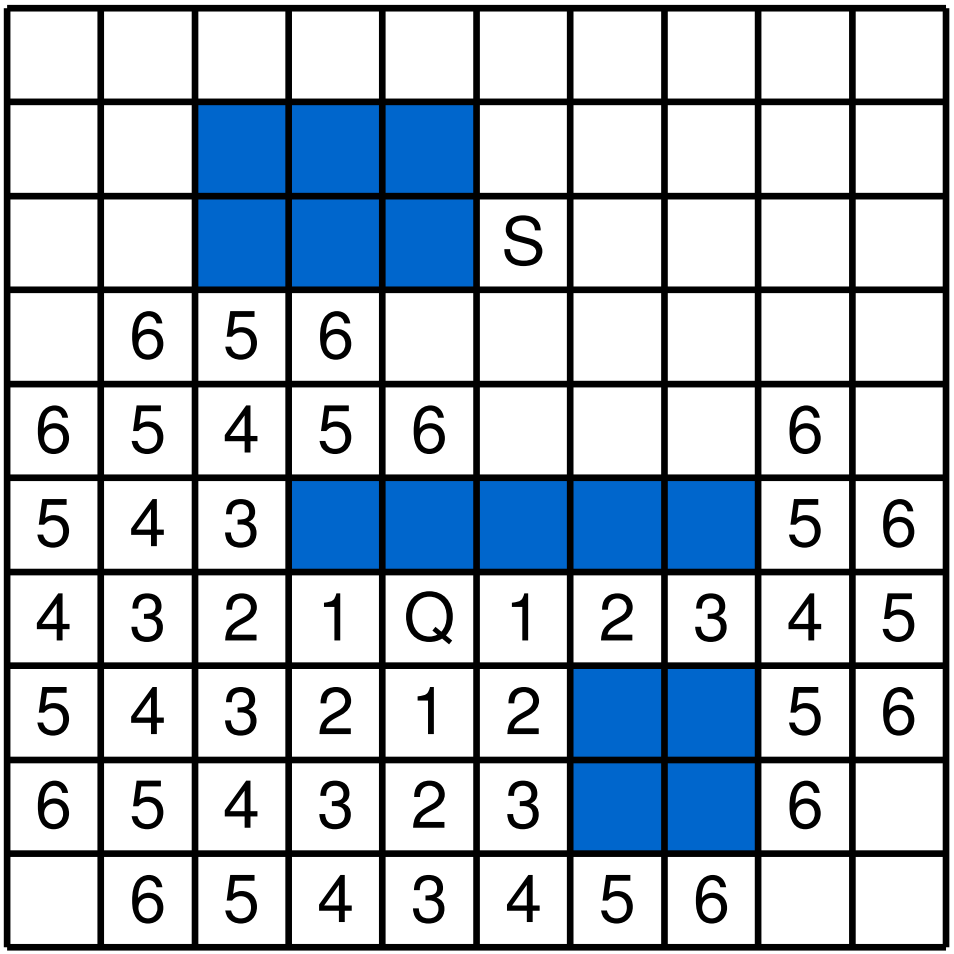
Maze Algorithmus
Beispiel

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT



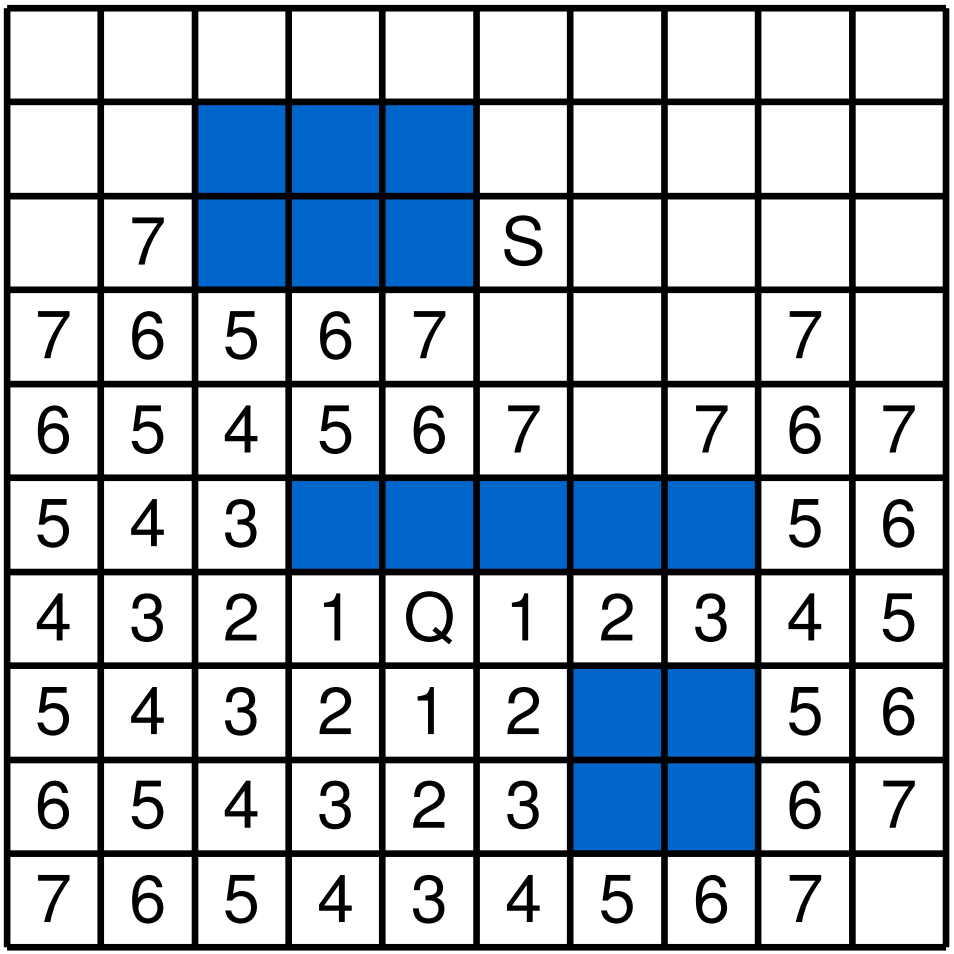
Maze Algorithmus
Beispiel

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT



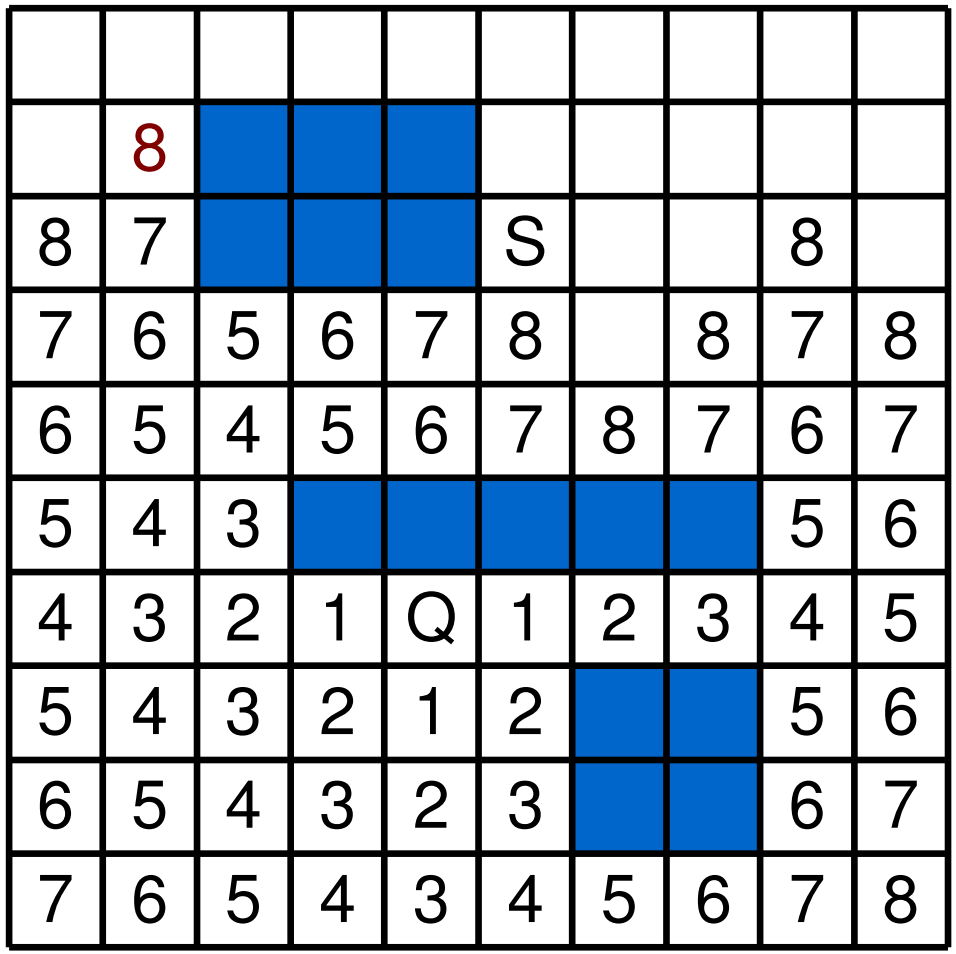
Maze Algorithmus
Beispiel

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT



Maze Algorithmus
Beispiel

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT



Maze Algorithmus
Beispiel

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

	9								
9	8							9	
8	7				S		9	8	9
7	6	5	6	7	8	9	8	7	8
6	5	4	5	6	7	8	7	6	7
5	4	3						5	6
4	3	2	1	Q	1	2	3	4	5
5	4	3	2	1	2			5	6
6	5	4	3	2	3			6	7
7	6	5	4	3	4	5	6	7	8

Maze Algorithmus
Verbesserungen

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

- Verbesserter Speicherbedarf
  (Es reichen 2 Bit pro Zelle)
- Beschleunigung (bis zu 10-50 $\times$ schneller):
  1. In Richtung Senke DFS
  2. Bei Hinderniss zum BFS umschalten
  3. Findet Weg wenn möglich, aber nicht Kürzesten
- Suchraum einschränken:
  - Von Quelle und Senke gleichzeitig propagieren
  - Bounding Box (Quelle und Senke) + 10% Sicherheit als Rahmen
- Mehrere Ebenen
  Höhere Kosten für Vias
- Multi-Terminal Netze
  - Verdrahte erst zwei Terminals
  - Den *gesamten* Pfad als Quelle für Wellenpropagation
  - Kürzester Pfad nicht mehr garantiert! (MRST)

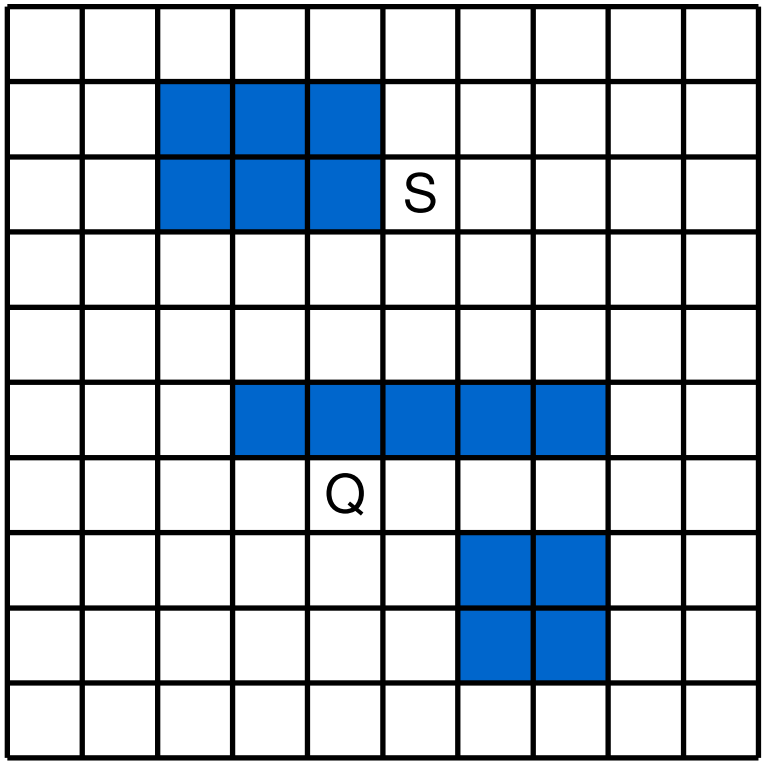
Linien-Suche

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

- Linien-Suche (Line Search, Line Probing)
- Mikami, Tabuchi (1968); ähnlich Hightower (1969)
- Findet Pfad wenn er existiert
  aber nicht unbedingt den kürzesten
- Idee:
  - Quelle und Senke haben eine Liste von Liniensegmenten
  - Im Ersten Schritt werden horizontale und vertikale Liniesegmente von Start und Senke ausgewählt
  - Linien enden an Hindernissen oder Grenzen
  - Schneiden sich Liniensegmente von Quelle und Senke ist ein Pfad gefunden
  - Wenn nicht, werden alle (Hightower: einer) Gitterpunkte der bisherigen Segmente Ausganspunkt für neue (senkrechte) Liniensegmente (Fluchtpunkt/Escape Point)

Linien-Suche
Beispiel

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT



1. Iteration
2. Iteration

Komplexität: $\mathcal{O}(L)$,
L = Anzahl Liniensegmente

A*-Suche

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

- Hart, 1968
- Verallgemeinerung der BFS
- Praktisch weit verbreitet
- Nicht in alle Richtungen *gleichzeitig* suchen
  Die *richtige* bevorzugen
- Kostenfunktion $c(x) = s(x) + g(x)$
  - $s(x)$: Kosten von Quelle bis zu Knoten x
  - $g(x)$: Geschätzte Kosten von x bis zur Senke
    g darf nicht überschätzen (zulässig/admissable) $\Rightarrow$ optimal
- Bei normalen BFS ist $g(x) = 0$
  Einfache Abschätzung wäre z.B. Manhattan-Distanz

A*-Suche

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

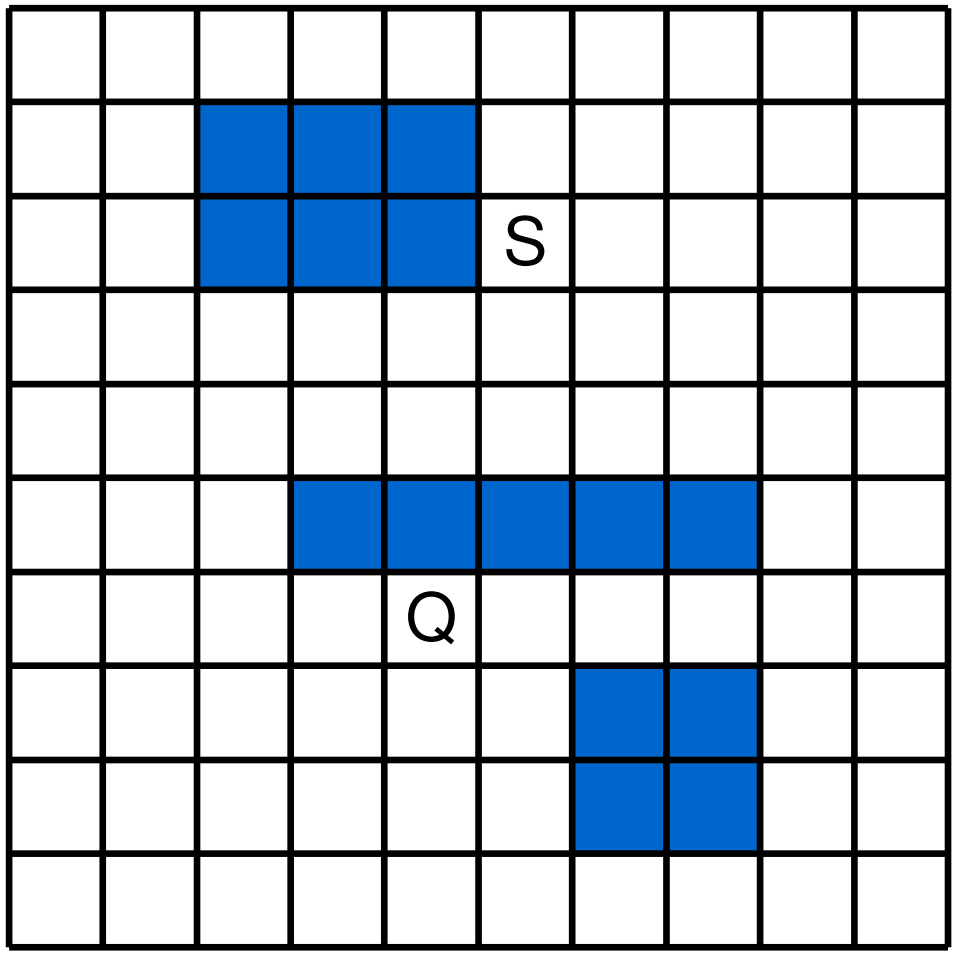
- Übliche Implementierung: Prioritätswarteschlange

```
PriorityQueue q ;
q.push(quelle, 0) ;
repeat
    next := q.pop() ;
    if next ≠ senke then
        foreach Nachbarzelle z von next do
            q.push(z, c(z)) ;
until next = senke;
```

- Komplexität: Worst Case wie Maze-Algorithmus

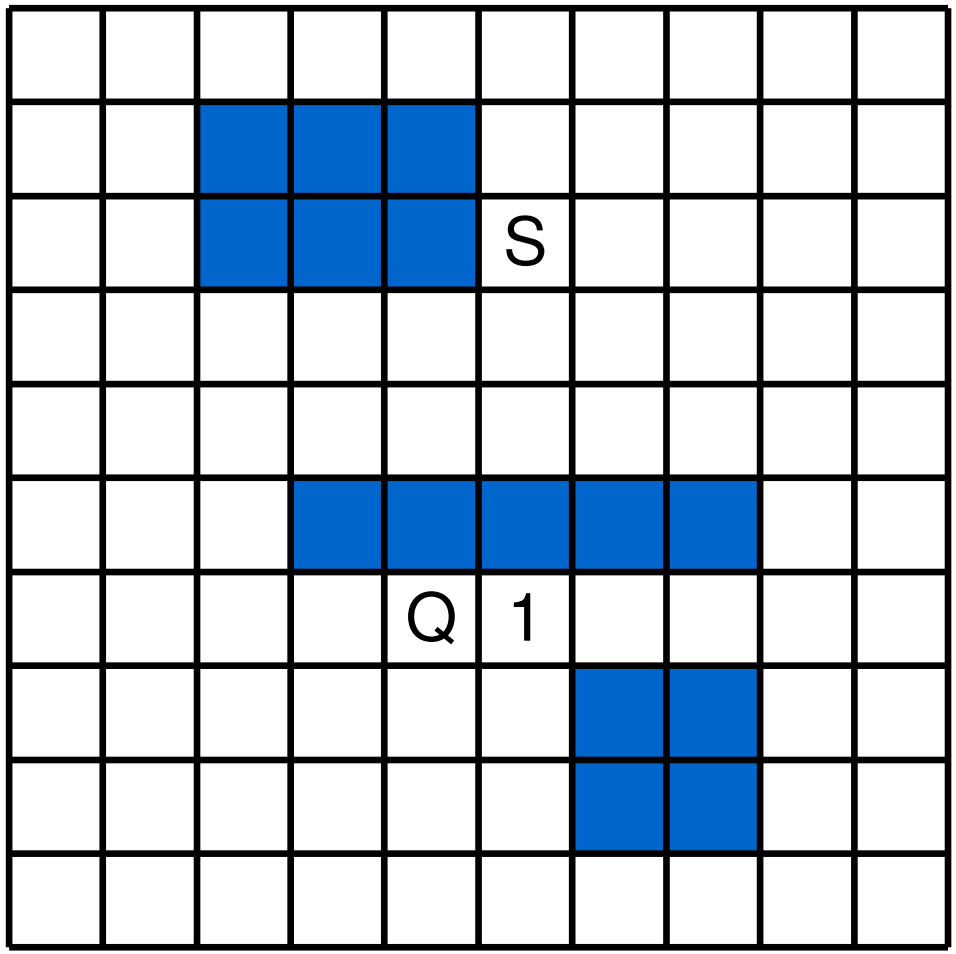
A*-Suche
Beispiel

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT



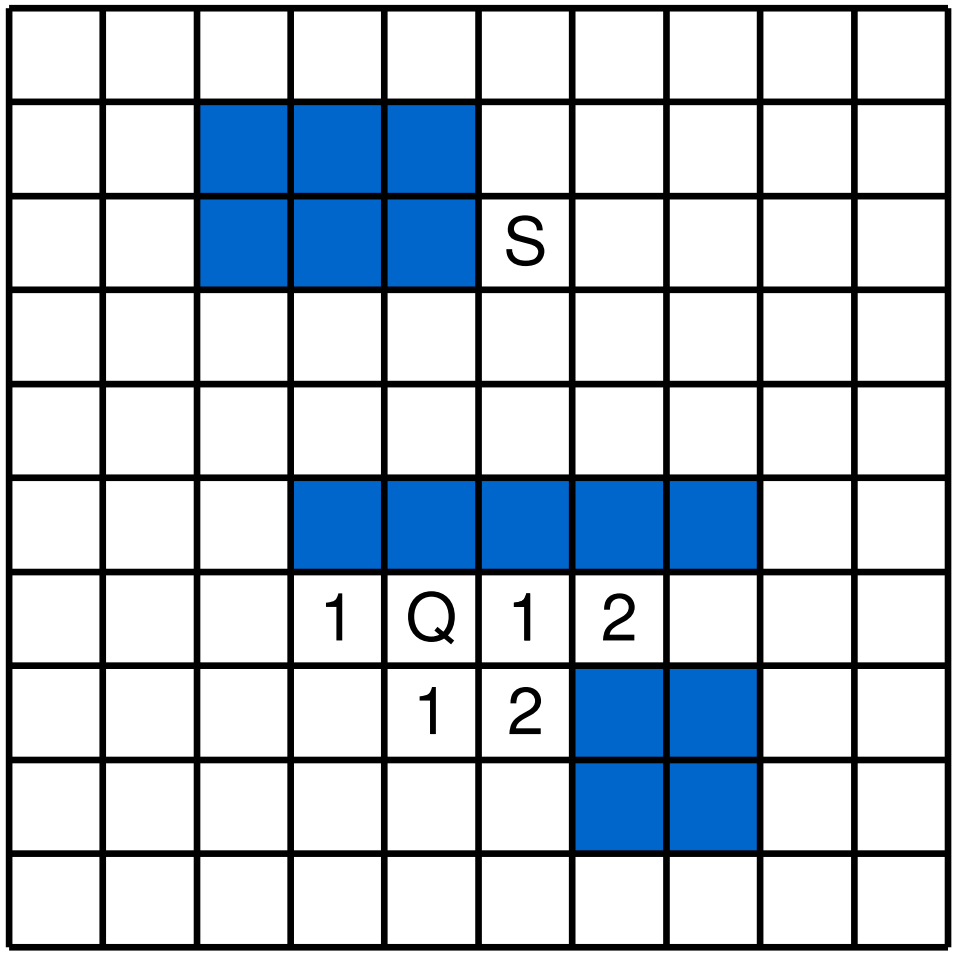
A*-Suche
Beispiel

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT



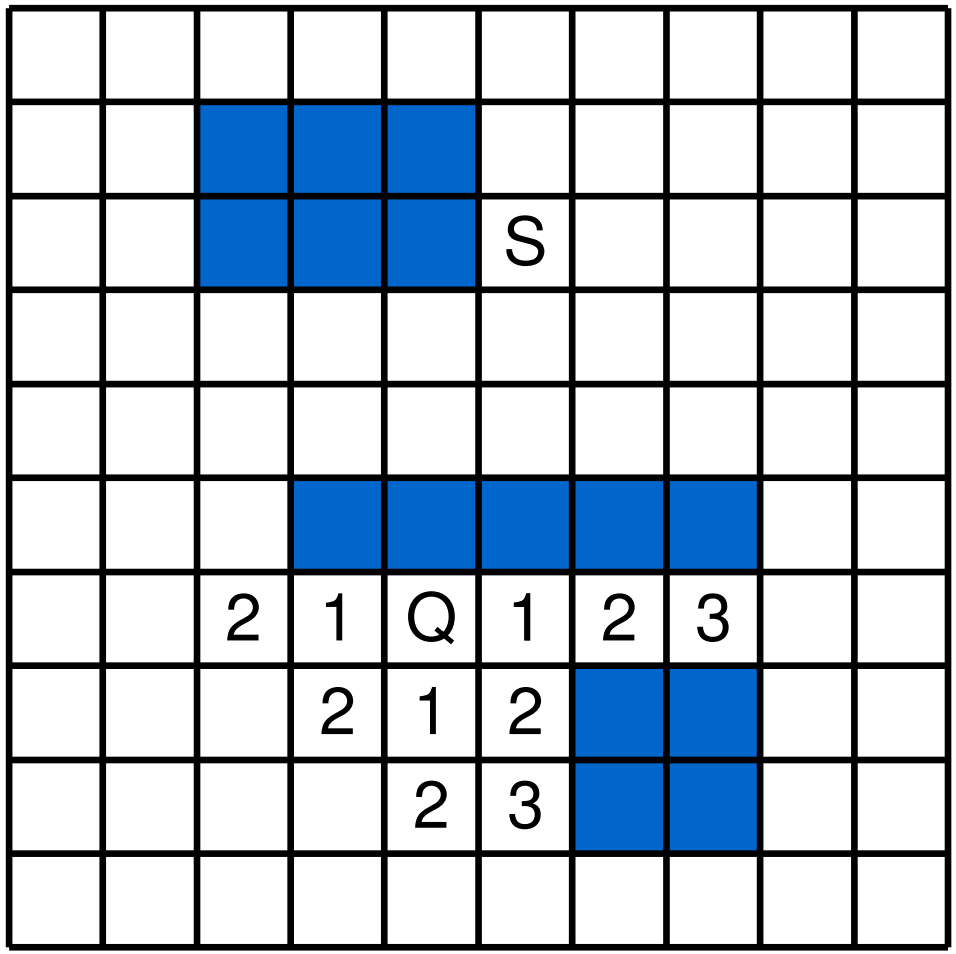
A*-Suche
Beispiel

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT



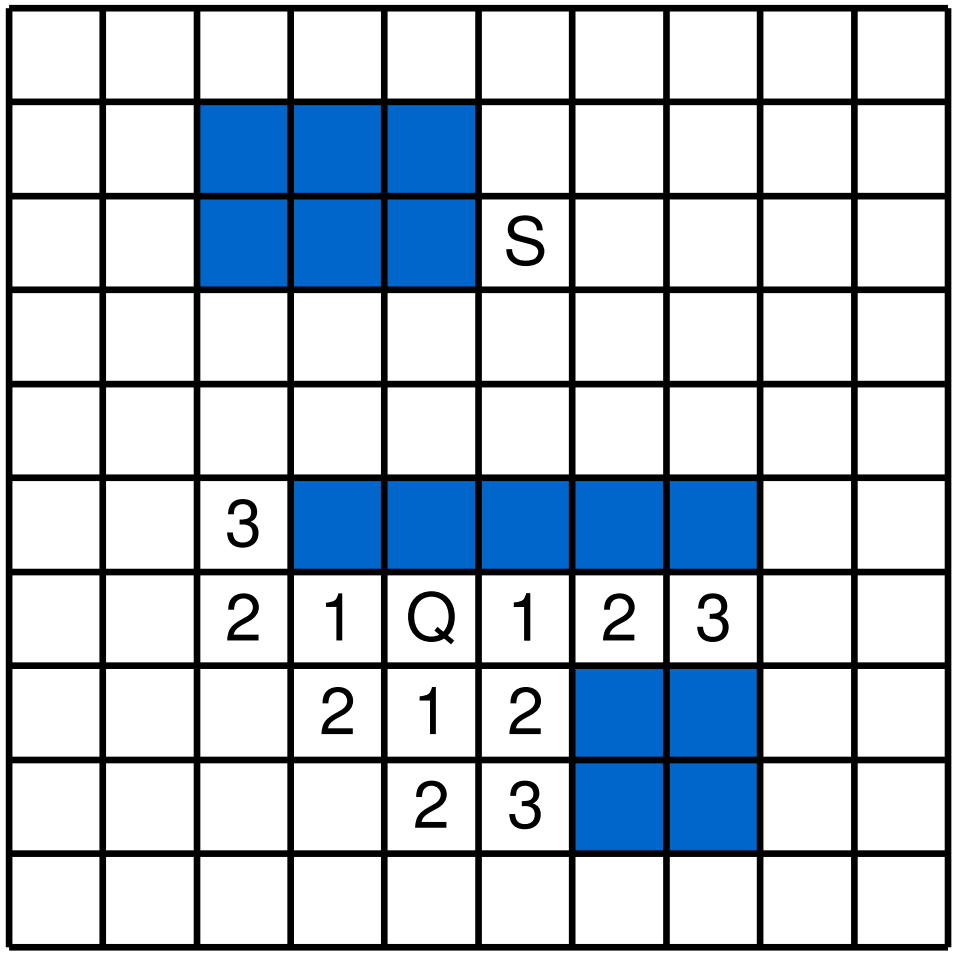
A*-Suche
Beispiel

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT



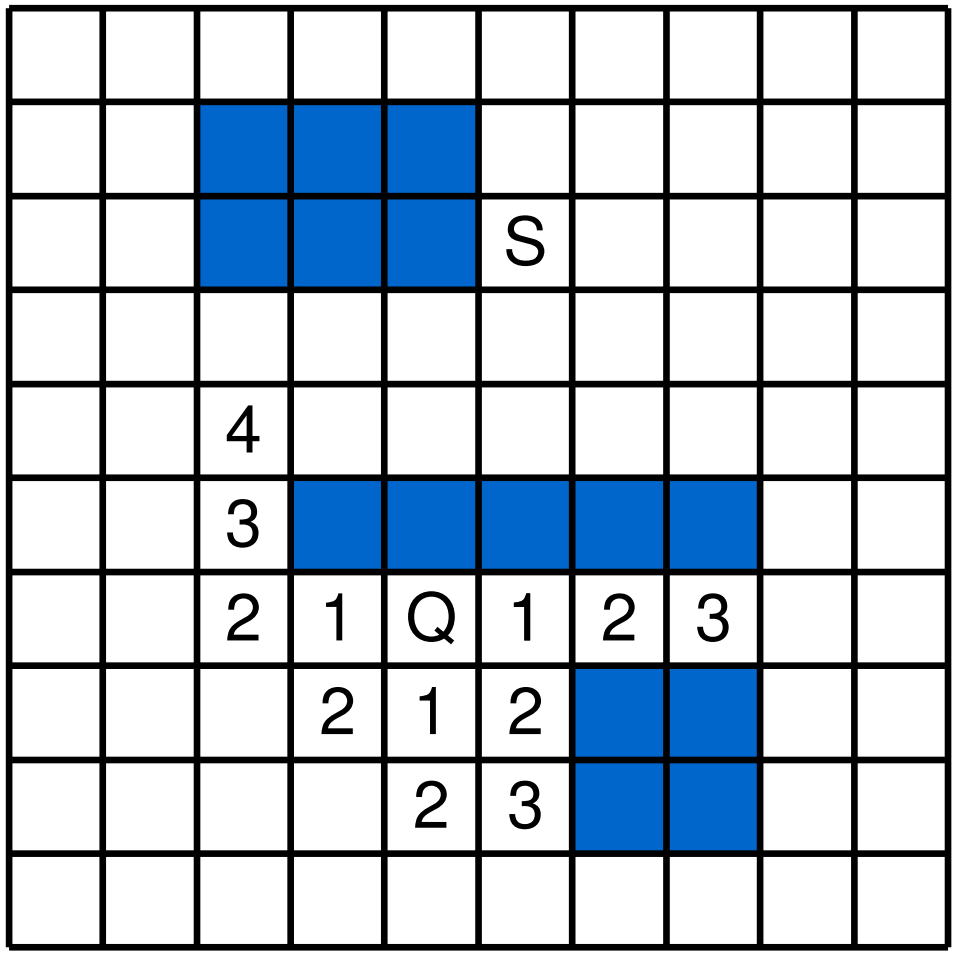
A*-Suche
Beispiel

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT



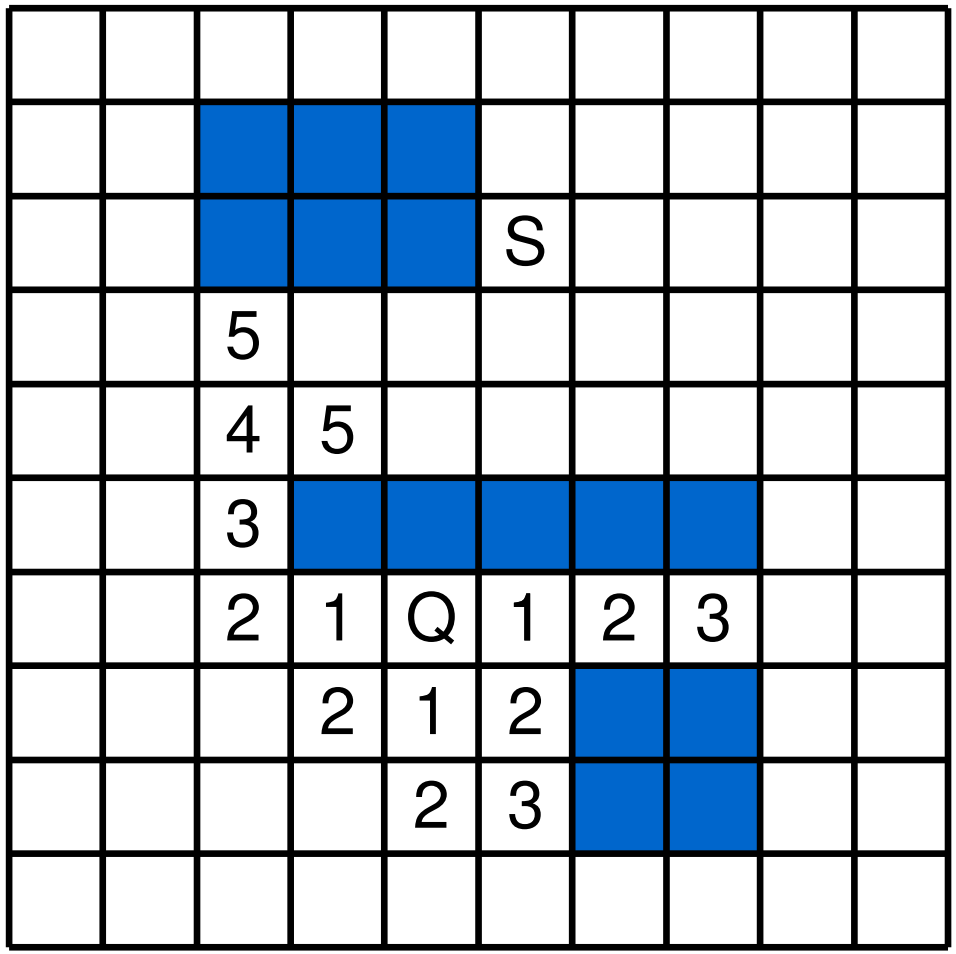
A*-Suche
Beispiel

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT



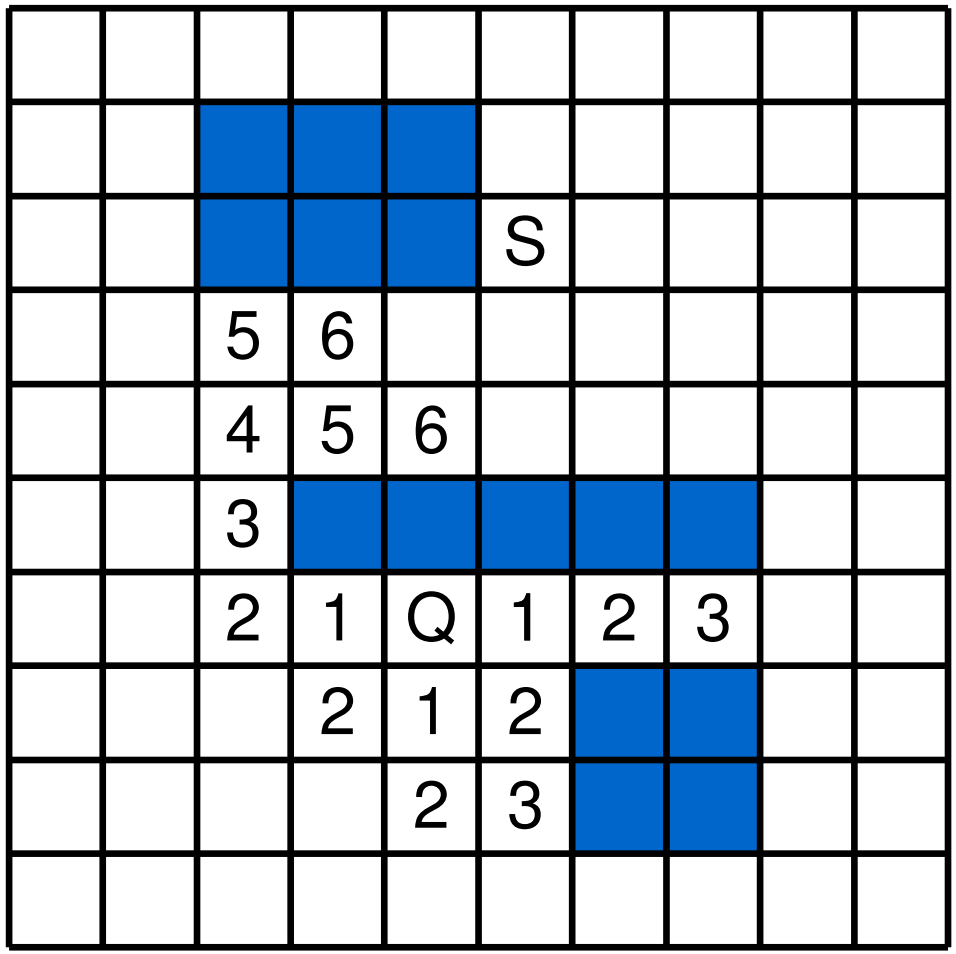
A*-Suche
Beispiel

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT



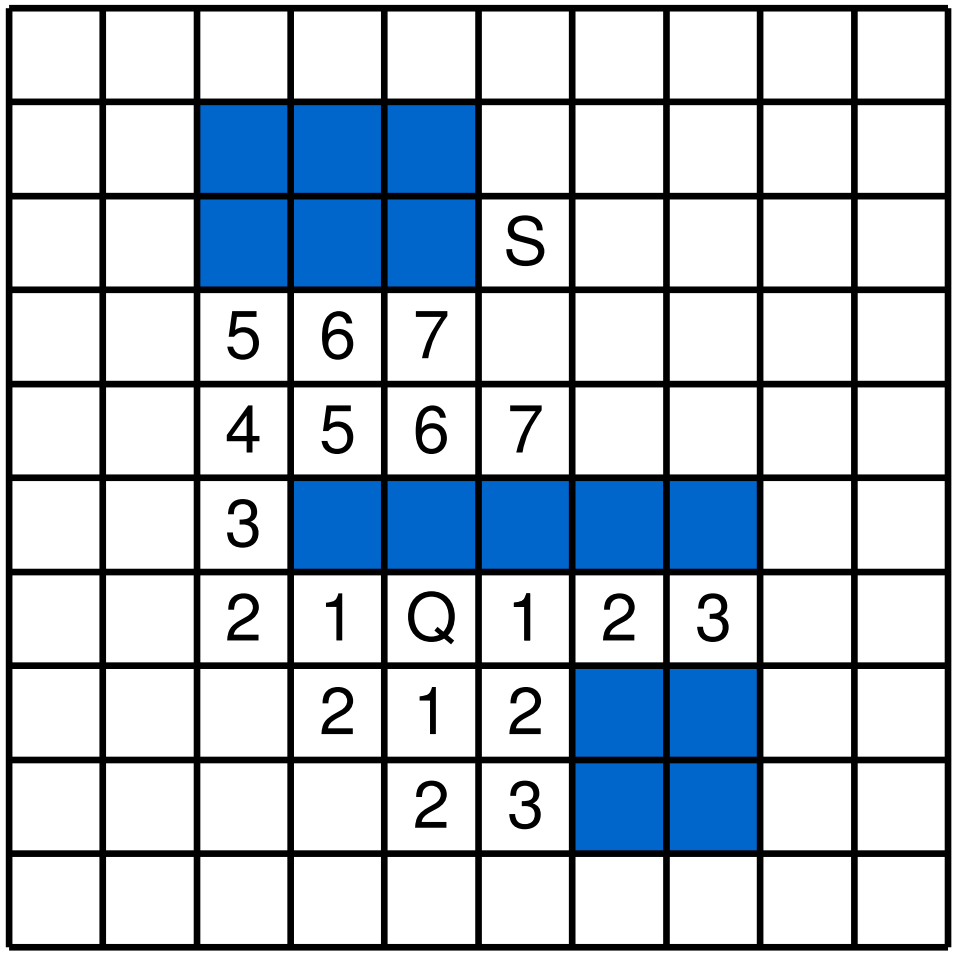
A*-Suche
Beispiel

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT



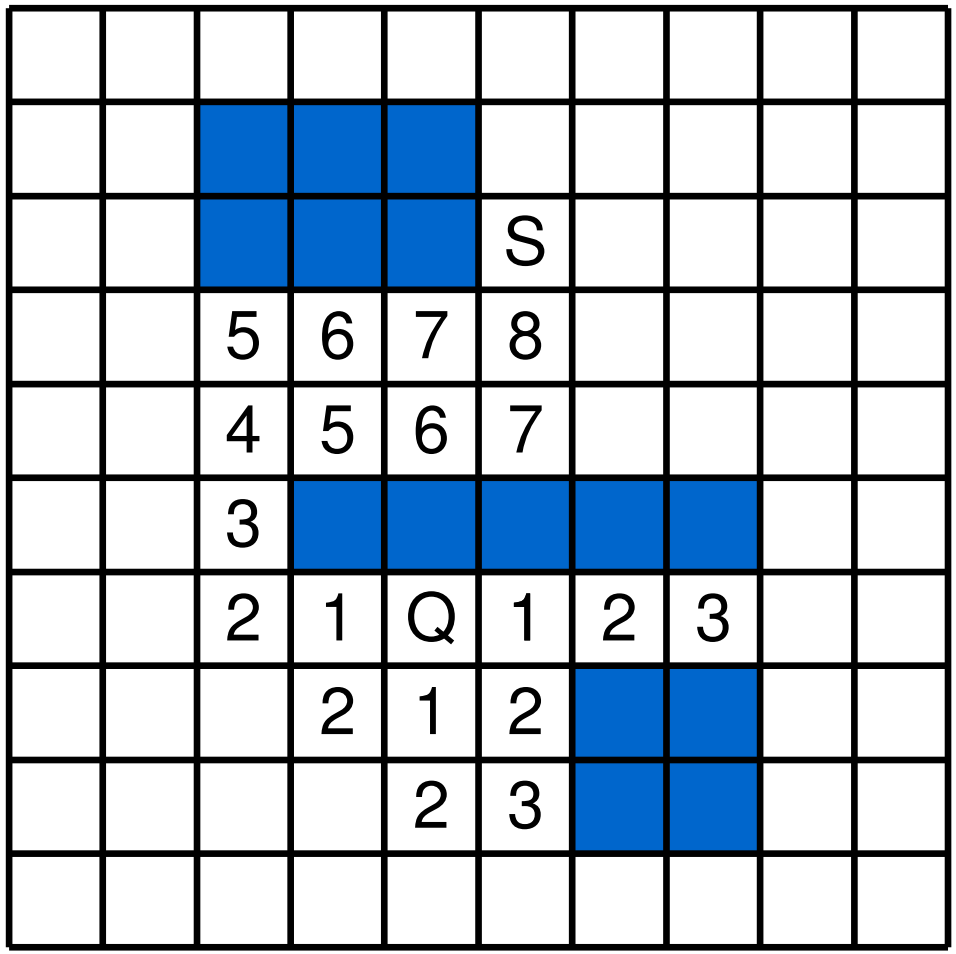
A*-Suche
Beispiel

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT



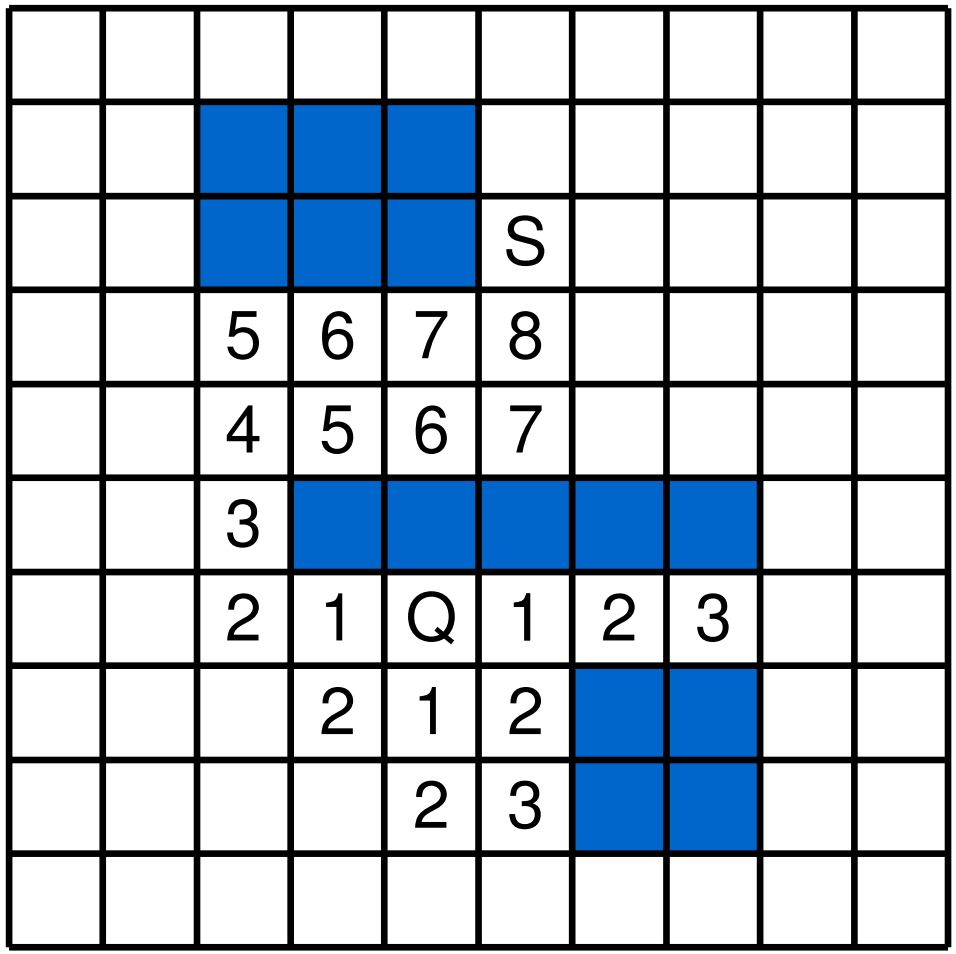
A*-Suche
Beispiel

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT



A*-Suche
Beispiel

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT



ILP-Formulierung

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

- Verdrahten aller Netze gleichzeitig
- Umgeht Problem: Welches zuerst verdrahten?
- Formulierung:

$$\text{Min} \quad \sum_{i=1}^{n} \sum_{j=1}^{k_i} L_{ij} \times x_{ij}$$

s.t.

$$\sum_{j=1}^{k_i} x_{ij} = 1 \qquad i = 1, \ldots, n$$

$$\sum_{i,j \text{ mit } e \in T_{ij}} x_{ij} \leq C_e \qquad \forall \text{ Kanten } e$$

$$x_{ij} \in \{0, 1\}$$

- Alle Routingbäume T_{ij} für Netz i aufzählen
- x_{ij} entscheidet, ob T_{ij} gewählt wird

ILP-Formulierung

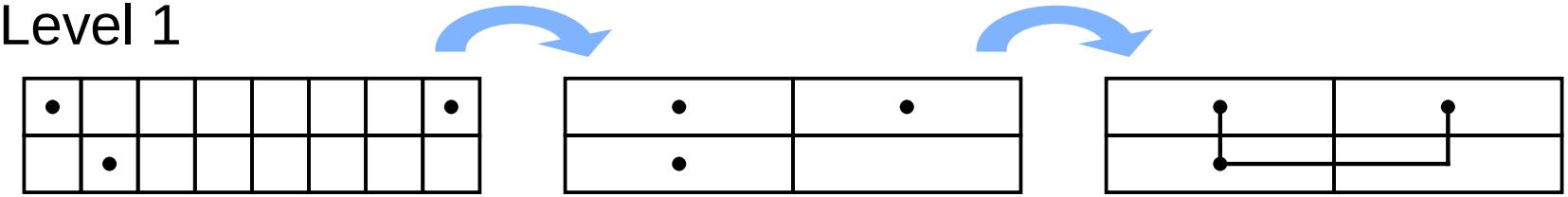
TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

- Problem: Sehr, sehr viele Möglichkeiten
  $\Rightarrow$ Sehr, sehr lange Laufzeit
- Ansatz zur Beschleunigung:
  - Hierarchischer Ansatz
  - Burstein,Pelavin (1983)
  - Unterteilung Rekursiv in kleinere Gebiete
    $\Rightarrow$ bis nur noch 2×2-Gebiete übrig sind
    $\Rightarrow$ Kleine Anzahl (11) an möglichen Verdrahtungsbäumen
- Alle Varianten haben gemeinsam:
  Ergebnis ist poteniell nicht mehr optimal

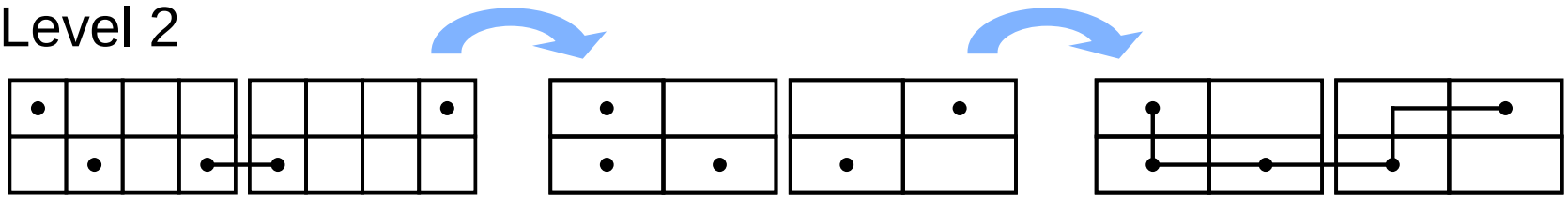
Hierarchisches ILP
Beispiel

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

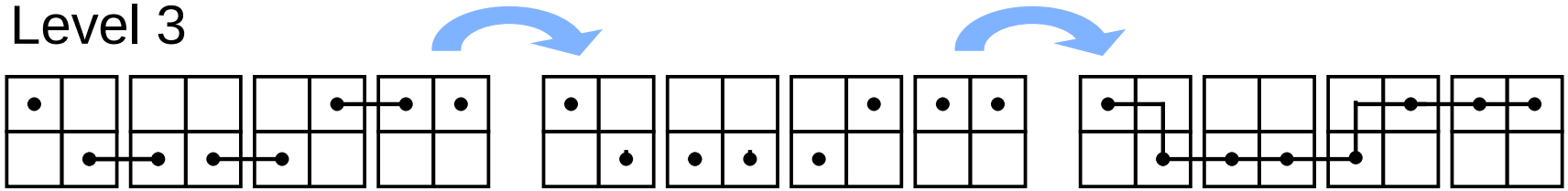
Level 1



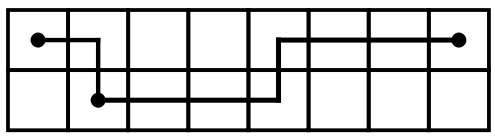
Level 2



Level 3



Lösung:



Embedded Systems & Applications

PathFinder

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

- McMurchie, Ebeling (1995); Verbesserung: Swartz, Betz, Rose (1998)
- Zielarchitektur: FPGA
  - $\Rightarrow$ Begrenzte Routingressourcen
  - $\Rightarrow$ Feste Kanalbreite
  - $\Rightarrow$ Verdrahtbarkeit höchste Priorität
    Geschwindigkeit nachrangig
- Ideen:
  - Sequentiell
  - 2 Phasen: Signal Routing, Globales Routing
  - *Rip-up and re-route*

PathFinder
Ideen

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

- *Marktwirtschaft*: Angebot und Nachfrage
  - Stark nachgefragte Ressource (Metallsegmente, Pins, . . .) sind teuer
  - Wenig nachgefragte sind billig
    Haben oft Nachteile (sind z.B. langsamer)
  - Verschiedene *Verbraucher* (=Netze) aktzeptieren unterschiedliche Preise
- Versuche Gesamtbedarf zu decken
  (d.h. alle Netze werden verdrahtet)

PathFinder
Vorgehen

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

- Verdrahte jedes Netz für sich alleine
  - Mit den aktuellen Ressourcenkosten
  - Ignoriere die Ressourcenbegrenzungen
- Zähle Mehrfachbelegungen
- Grundlage für Nachfrageberechnungen
- Solange Mehrfachbelegungen
  - Erhöhe Kosten für stark nachgefragte Ressourcen
  - Verwerfe gesamte Verdrahtung
  - Verdrahte nochmal mit den neuen Kosten
- Sollte nach 30-45 Iterationen konvergieren

PathFinder
Global und Lokal

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

Signal Router:

- Verdrahtet einzelne Netze
- Herkömmlicher Maze Router
  - Verbesserungen/Alternativen möglich

Globaler Router:

- Verdrahtet gesamte Schaltung

```
globalrouter() begin
    count := 0 ;
    repeat
        foreach Netz n do
            signalrouter(n) ;
        count++ ;
    until (!sharedressources ||
    count > limit);
    if count > limit then
        return “unrouteable” ;
```

PathFinder
Signal Router

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

Gerade konstruiertes Routing für Netz *n*

```
Tree<RtgRsrc> signalrouter(Net n) begin
    Tree<RtgRsrc> RT ;
    RtgRsrc i, j, w, v := nil ;
    PriorityQueue<int,RtgRsrc> PQ ;
    HashMap<RtgRsrc,int> PathCost ;
    i := n.source() ;
    RT.add(i, ()) ;
    PathCost[*] := ∞ ;
    PathCost[i] := 0 ;
    foreach SinkTerminal j in n.sinks() do
        /* route Verbindung zur Senke j */
    return (RT) ;
```

PathFinder
Signal Router

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

Wellenausbreitung

```
Tree<RtgRsrc> signalrouter(Net n) begin
    Tree<RtgRsrc> RT ;
    RtgRsrc i, j, w, v := nil ;
    PriorityQueue<int,RtgRsrc> PQ ;
    HashMap<RtgRsrc,int> PathCost ;
    i := n.source() ;
    RT.add(i, ()) ;
    PathCost[*] := ∞ ;
    PathCost[i] := 0 ;
    foreach SinkTerminal j in n.sinks() do
        /* route Verbindung zur Senke j */
    return (RT) ;
```

PathFinder
Signal Router

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

Quelle ist Bestandteil der Verdrahtung

```
Tree<RtgRsrc> signalrouter(Net n) begin
    Tree<RtgRsrc> RT ;
    RtgRsrc i, j, w, v := nil ;
    PriorityQueue<int,RtgRsrc> PQ ;
    HashMap<RtgRsrc,int> PathCost ;
    i := n.source() ;
    RT.add(i, ()) ;
    PathCost[*] := ∞ ;
    PathCost[i] := 0 ;
    foreach SinkTerminal j in n.sinks() do
        /* route Verbindung zur Senke j */
    return (RT) ;
```

PathFinder
Signal Router

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

Zunächst alles unerreichbar

```
Tree<RtgRsrc> signalrouter(Net n) begin
    Tree<RtgRsrc> RT ;
    RtgRsrc i, j, w, v := nil ;
    PriorityQueue<int,RtgRsrc> PQ ;
    HashMap<RtgRsrc,int> PathCost ;
    i := n.source() ;
    RT.add(i, ()) ;
    PathCost[*] := ∞ ;
    PathCost[i] := 0 ;
    foreach SinkTerminal j in n.sinks() do
        /* route Verbindung zur Senke j */
    return (RT) ;
```

PathFinder
Signal Router

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

Kosten von Quelle zu Quelle sind 0

```
Tree<RtgRsrc> signalrouter(Net n) begin
    Tree<RtgRsrc> RT ;
    RtgRsrc i, j, w, v := nil ;
    PriorityQueue<int,RtgRsrc> PQ ;
    HashMap<RtgRsrc,int> PathCost ;
    i := n.source() ;
    RT.add(i, ()) ;
    PathCost[*] := ∞ ;
    PathCost[i] := 0 ;
    foreach SinkTerminal j in n.sinks() do
        /* route Verbindung zur Senke j */
    return (RT) ;
```

PathFinder
Signal Router

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

```
Tree<RtgRsrc> signalrouter(Net n) begin
    Tree<RtgRsrc> RT ;
    RtgRsrc i, j, w, v := nil ;
    PriorityQueue<int,RtgRsrc> PQ ;
    HashMap<RtgRsrc,int> PathCost ;
    i := n.source() ;
    RT.add(i, ()) ;
    PathCost[*] := ∞ ;
    PathCost[i] := 0 ;
    foreach SinkTerminal j in n.sinks() do
        /* route Verbindung zur Senke j */
    return (RT) ;
```

PathFinder
Signal Router

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

Ganze bisherige Route ist Ausgangspunkt

```
foreach SinkTerminal j in n.sinks() do
    PQ.clear() ;
    foreach v in RT.nodes() do
        PQ.add(0, v) ;
    repeat
        v := PQ.removeLowestCostNode() ;
        if v ≠ j then
            foreach w in v.neighbors() do
                if PathCost[w] > (PathCost[v] + w.cost()) then
                    PathCost[w] := PathCost[v] + w.cost() ;
                    PQ. add(PathCost[w], w) ;
    until v = j;
    while !(v in RT.nodes()) do
        w := v.findCheapestNeighbor(PathCost) ;
        RT.add(v,(w,v)) ;
        v.updateCost() ;
        v := w ;
```

PathFinder
Signal Router

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

- Kostenbasierte Wellenausbreitung
- Kosten ≠ Distanz
- Verdrahtungsressourcen sind persistent (z.B. globale Variablen)
- w.cost() wird über alle Netze berechnet
  - Über mehrere Aufrufe vom Signal Router
  - Auch über mehere Iterationen vom Global Router

```
foreach SinkTerminal j in n.sinks() do
    PQ.clear() ;
    foreach v in RT.nodes() do
        PQ.add(0, v) ;
    repeat
        v := PQ.removeLowestCostNode() ;
        if v ≠ j then
            foreach w in v.neighbors() do
                if PathCost[w] > (PathCost[v] + w.cost()) then
                    PathCost[w] := PathCost[v] + w.cost() ;
                    PQ. add(PathCost[w], w) ;
    until v = j;
    while !(v in RT.nodes()) do
        w := v.findCheapestNeighbor(PathCost) ;
        RT.add(v,(w,v)) ;
        v.updateCost() ;
        v := w ;
```

PathFinder
Signal Router

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

Pfadrückverfolgung

```
foreach SinkTerminal j in n.sinks() do
    PQ.clear() ;
    foreach v in RT.nodes() do
        PQ.add(0, v) ;
    repeat
        v := PQ.removeLowestCostNode() ;
        if v ≠ j then
            foreach w in v.neighbors() do
                if PathCost[w] > (PathCost[v] + w.cost()) then
                    PathCost[w] := PathCost[v] + w.cost() ;
                    PQ. add(PathCost[w], w) ;
    until v = j;
    while !(v in RT.nodes()) do
        w := v.findCheapestNeighbor(PathCost) ;
        RT.add(v,(w,v)) ;
        v.updateCost() ;
        v := w ;
```

PathFinder
Signal Router

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

- v.updateCost() aktualisiert die Daten
- Ressource jetzt benutzt ⇒ für Nachfolger teurer

```
foreach SinkTerminal j in n.sinks() do
    PQ.clear() ;
    foreach v in RT.nodes() do
        PQ.add(0, v) ;
    repeat
        v := PQ.removeLowestCostNode() ;
        if v ≠ j then
            foreach w in v.neighbors() do
                if PathCost[w] > (PathCost[v] + w.cost()) then
                    PathCost[w] := PathCost[v] + w.cost() ;
                    PQ. add(PathCost[w], w) ;
    until v = j;
    while !(v in RT.nodes()) do
        w := v.findCheapestNeighbor(PathCost) ;
        RT.add(v,(w,v)) ;
        v.updateCost() ;
        v := w ;
```

PathFinder
Verdrahtbarkeit

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

- Fließt via Kostenfunktion v.cost() ein

$$c_v = b_v \cdot p_v$$

b_v: Basiskosten eines Knotens v
  - Zunächst $b_v = 1$

p_v: Verteuerungsfaktor (penalty factor)
  - Aktuelle Kosten für v
  - Erfasst hohe Nachfrage
  - Beginnt klein, wächst mit der Zeit

$$p(v) = 1 + max(0, [occupancy(v) + 1 - capacity(v)] \cdot p_{fak})$$

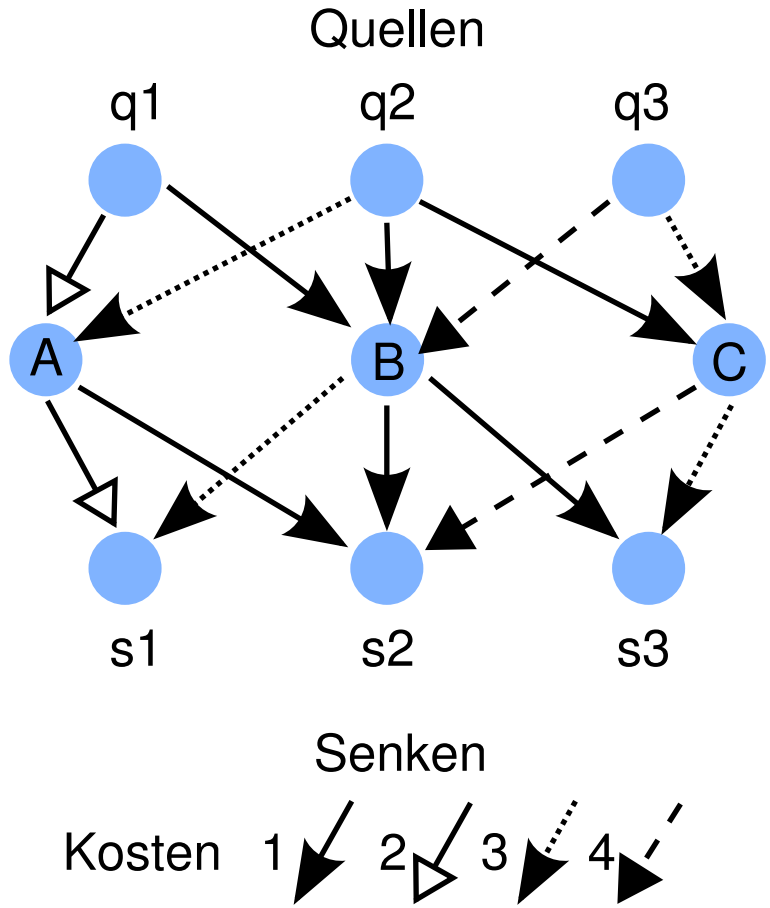
$occupancy(v)$: Belegungszahl der Ressource v
$capacity(v)$: Belegungskapazität der Ressource v
p_{fak}: Ist = 0.5. Nach jeder Iteration des globalen Router $\times 2$

  - Bei jeder Netzänderung $occupancy(v)$ aktualisieren (passiert in v.updateCost())

PathFinder
Beispiel p_v

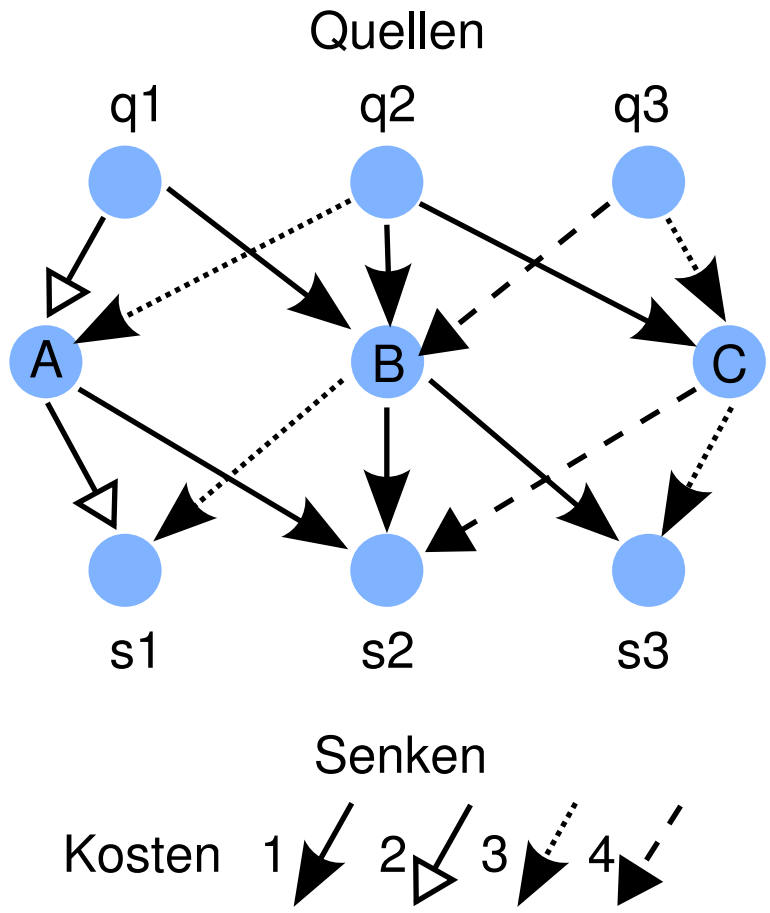
TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

- Mit Maze-Router abhängig von Reihenfolge der Netze
  - 1,2,3 Gesamtkosten = 17
  - 2,1,3 Gesamtkosten = 15
  - 3,2,1 Unroutbar!



PathFinder
Beispiel p_v

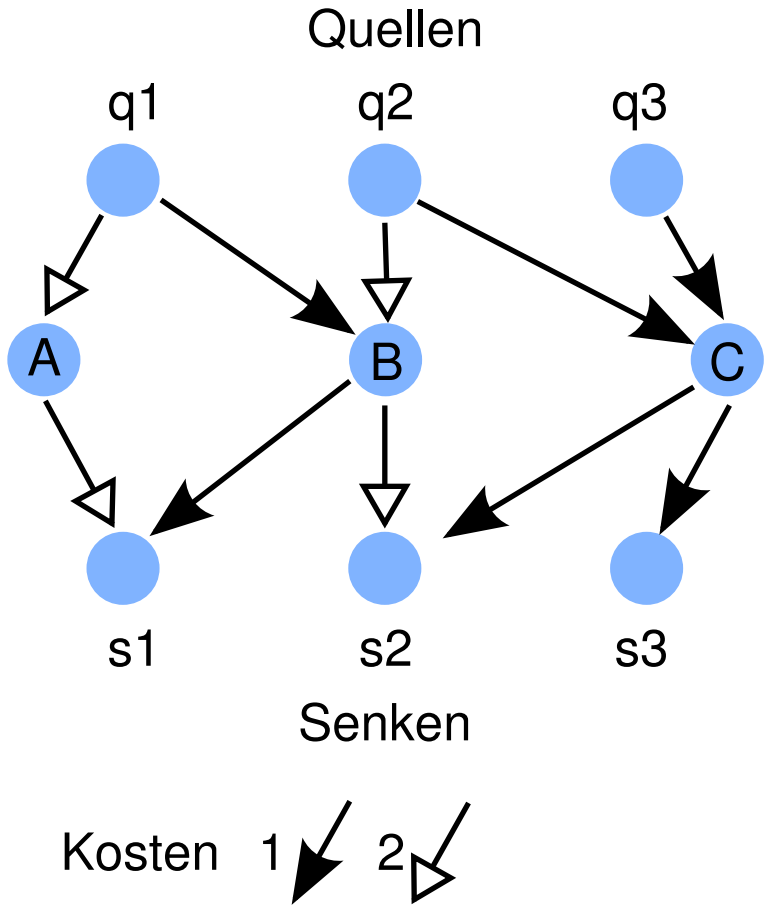
TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT



PathFinder
Beispiel h_v

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

- Routingreihenfolge 1,2,3
- C doppelt belegt
- Lösung: Netz 1 muss für Netz 2 platz machen
- Problem hierbei: 1 ist gar nicht behindert, geht also selbst mit p_v nicht freiwillig



PathFinder
Historische Überbelegung h_v

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

- p_v reicht alleine nicht aus
- Besseres *Gedächtnis* einführen
  - Historische Überbelegungen (historic congestion) erhöhen aktuellen Preis
  - h_v akkumuliert alle Mehrfachbelegungen
    p_v sieht nur aktuelle
  - Kostenfunktion erweitern:

$$c_v = b_v \cdot p_v \cdot h_v$$

  - Aktualisiere einmal pro Global Router Iteration (Startwert $h(v)^1 = 1$):

$$h(v)^i = h(v)^{i-1} + max(0, occupancy(v) - capacity(v))$$

PathFinder
Basiskosten b_v

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

- Idee: Verzögerung der Routing Ressourcen einfließen lassen
  - Führt aber zu Verschlechterung!
- Besser: Feste Kosten
  Benötigt 10% weniger Tracks als mit variablen b_v
- Idee zur Beschleunigung:
  - Bevorzuge Input Pins:
    - Niedrigere Kosten
    - *Lockt* Maze Router via PriorityQueue PQ schneller zu sinks
- Vorschlag:
  - Input Pins $b_v = 0.95$
  - Alle anderen Elemente $b_v = 1$

PathFinder
Finaler Globaler Router

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

```
Graph<RtgRsrc> RRG ;
globalrouter(Set<Nets> N) begin
    HashMap<Net, Tree<RtgRsrc» NRT ;
    count := 0 ;
    pv := 0.5 ;
    repeat
        foreach Netz n ∈ N do
            NRT[n].unroute() ;
            NRT[n] := signalrouter(n) ;
        pv := 2 * pv ;
        count++ ;
        foreach r in RRG.Edges do
            r.updateHistory() ;
            r.updateWith(pv) ;
    until (!sharedressources || count > limit);
    if count > limit then
        return “unrouteable” ;
```

Routing Ressource Graph

Embedded Systems & Applications

PathFinder
Finaler Globaler Router

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

```
Graph<RtgRsrc> RRG ;
globalrouter(Set<Nets> N) begin
    HashMap<Net, Tree<RtgRsrc» NRT ;
    count := 0 ;
    pv := 0.5 ;
    repeat
        foreach Netz n ∈ N do
            NRT[n].unroute() ;
            NRT[n] := signalrouter(n) ;
        pv := 2 * pv ;
        count++ ;
        foreach r in RRG.Edges do
            r.updateHistory() ;
            r.updateWith(pv) ;
    until (!sharedressources || count > limit);
    if count > limit then
        return “unrouteable” ;
```

rip up-Funktion muß p_v aktualisieren

PathFinder
Finaler Globaler Router

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

```
Graph<RtgRsrc> RRG ;
globalrouter(Set<Nets> N) begin
    HashMap<Net, Tree<RtgRsrc» NRT ;
    count := 0 ;
    pv := 0.5 ;
    repeat
        foreach Netz n ∈ N do
            NRT[n].unroute() ;
            NRT[n] := signalrouter(n) ;
        pv := 2 * pv ;
        count++ ;
        foreach r in RRG.Edges do
            r.updateHistory() ;
            r.updateWith(pv) ;
    until (!sharedressources || count > limit);
    if count > limit then
        return “unrouteable” ;
```

h_v aktualisieren

Embedded Systems & Applications

PathFinder
Finaler Globaler Router

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

```
Graph<RtgRsrc> RRG ;
globalrouter(Set<Nets> N) begin
    HashMap<Net, Tree<RtgRsrc» NRT ;
    count := 0 ;
    pv := 0.5 ;
    repeat
        foreach Netz n ∈ N do
            NRT[n].unroute() ;
            NRT[n] := signalrouter(n) ;
        pv := 2 * pv ;
        count++ ;
        foreach r in RRG.Edges do
            r.updateHistory() ;
            r.updateWith(pv) ;
    until (!sharedressources || count > limit);
    if count > limit then
        return “unrouteable” ;
```

Gesamtkosten aktualisieren

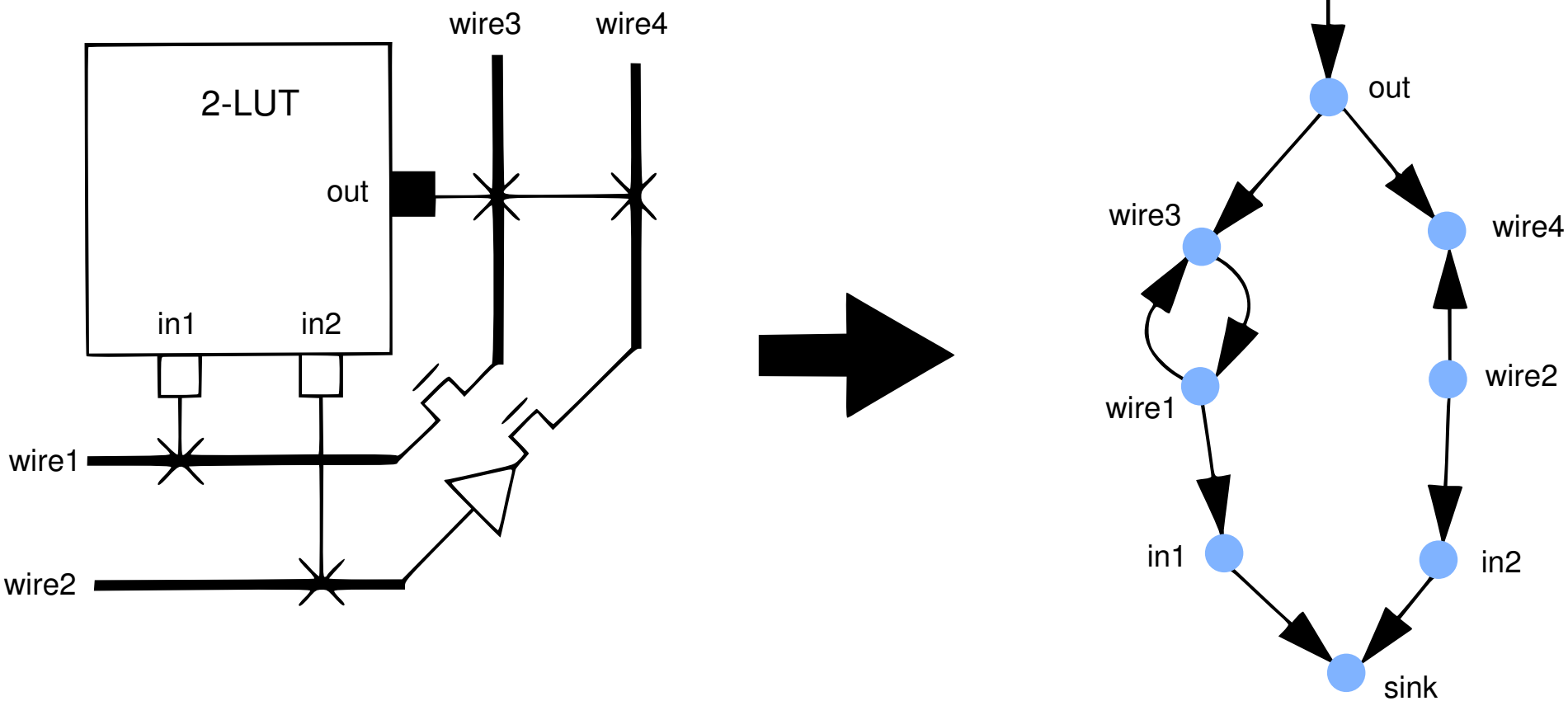
Embedded Systems & Applications

Routing-Ressource-Graph

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

- Fundamentale Datenstruktur
- Modelliert vorhandene Ressourcen und Verbindungsnetzwerk
- Knoten: Konkrete Verdrahtungs Ressourcen
  - Leitungen (Verdrahtungssegmente)
  - Pins
- Kanten: Möglichen Verbindungen dazwischen
  - Schalter (Pass-Transitoren, bidirektional)
  - Buffer (unidirektional)
- Äquivalente Pins:
  - Outputs: Source-Knoten
  - Inputs: Sink-Knoten
  - Fassungsvermögen (capacity): Anzahl der In/Out-Pins

Routing-Ressource-Graph Beispiel



PathFinder
Weitere Verbesserungen

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

- Ausbau auf Verzögerung:
  - Erweitern der Kostenfunktion um Criticality Abart

$$Crit(i,j) = max(0.99 - \frac{slack(i,j)}{D_{max}}, 0)$$

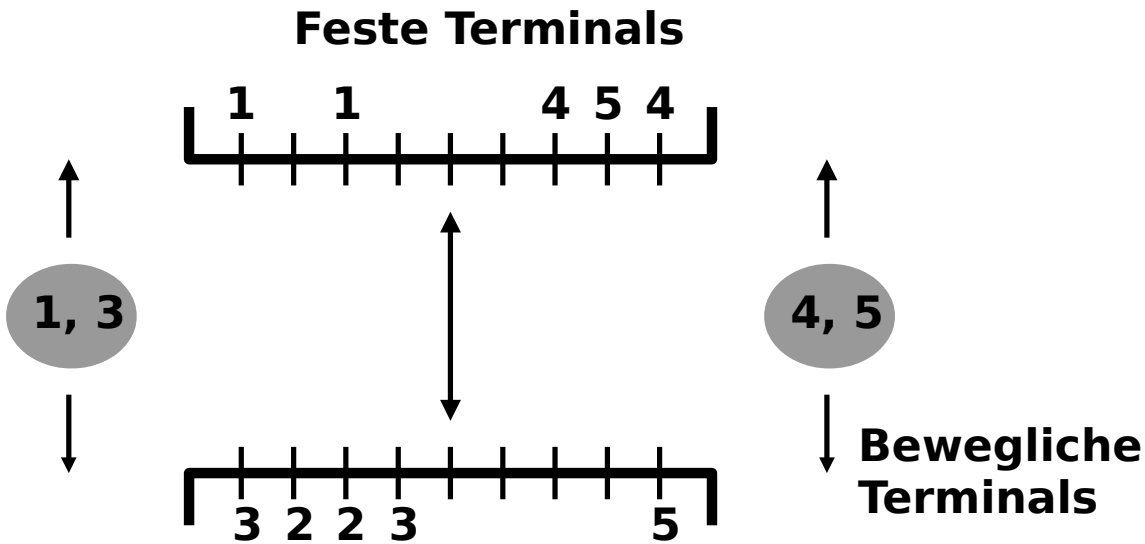
$$cost(u,v) = Crit(u,v) \cdot d_{u,v} + [1 - Crit(u,v)] \cdot b_v \cdot h_v \cdot p_v$$

  - $d_{u,v}$: Verzögerung von u nach v
- Verbesserung der Suche (ohne Verzögerungsorientierung)
  - Alte Wellenfront in PQ nicht verwerfen
    funktioniert nur bei reiner Verdrahtungsorientierung
  - Aufteilung der Fläche in *Bins*, und nur Punkte im Bin des Ziels expandieren
  - Suche nur auf Bounding-Box (+ etwas *Luft*) beschränken
  - Gerichtete Tiefensuche auf das Ziel zu

Kanalverdrahtung

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

- Verdrahtung von Netzen in rechteckigem Kanal



- Oben und unten feste Terminals, links und rechts bewegliche
- Ziel: Minimiere Fläche (min. Länge, min. Vias)

Kanalverdrahtung

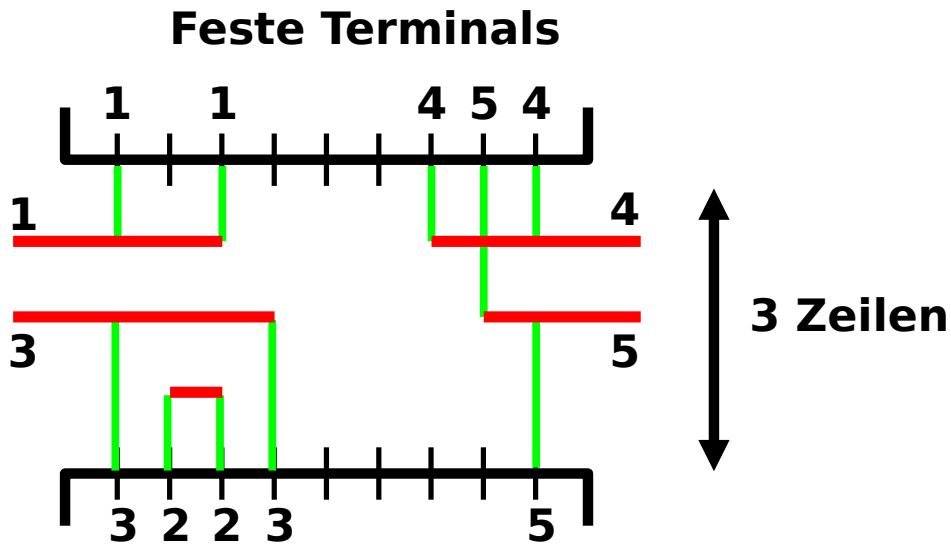
TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

- Variante: Switchbox-Verdrahtung
  - Alle Terminals und Abmessung an allen Seiten fest
- Klassisches Modell:
  - Verdrahtung läuft auf Einheitsraster
  - Zwei Verdrahtungsebenen
    - Getrennt für horizontale und vertikale Segmente
    - Vermindert übersprechen
    - Kleinerer Lösungsraum (schnellere aber potentiell schlechtere Lösung)
  - Ein (1) horizontales Segement pro Netz
    Ausnahme: Bei Konfliktauflösung 2 H-Segmente
- Mögliche Erweiterungen:
  Rasterlos, 45°-Verbindungen, mehr als 2 Ebenen, Doglegs, ...

Kanalverdrahtung
Beispiel im klassichen Modell

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

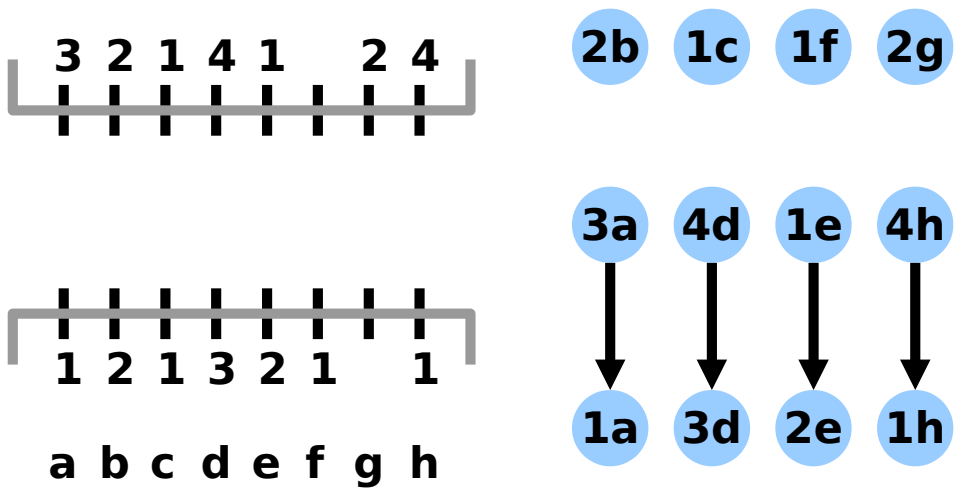
- Verdrahtung von Netzen in rechteckigem Kanal



Kanalverdrahtung
Vertikale Einschränkungen

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

- Zwei *gegenüberliegende* Terminals
- Oberes Segement in den Kanal muß über unterem Segement im Kanal liegen (sonst Kurzschluß)
- Vertikaler Einschränkungsgraph (Vertical Constraint Graph/VCG)
- VCG alleine: Wenig aussagekräftig
  Ein verbundenes Knotenpaar pro gegenüberliegenden Terminals



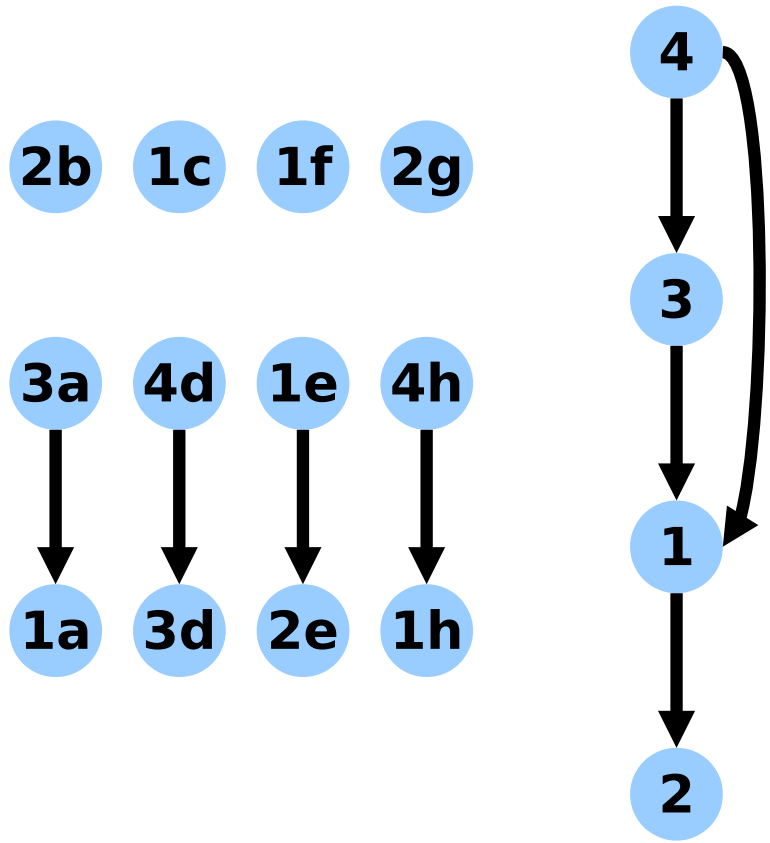
Kanalverdrahtung
Vertikale Einschränkungen

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

- Zusätzliche Forderung im klassichen Modell
  - Alle Terminals eines Netzes laufen auf *einem* horizontalem Segment

⇒ Alle Segmente eines Netzen enden in *einer* Zeile

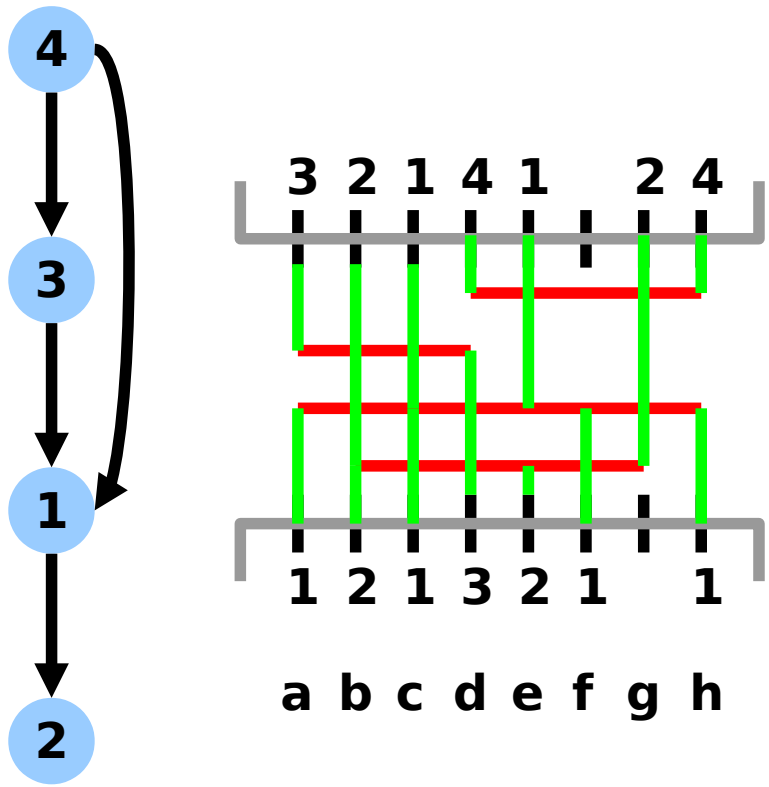
- Darstellung im VCG
  - Verschmelzen der Terminal-Knoten zu einem Knoten pro Netz



Kanalverdrahtung
Vertikale Einschränkungen

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

- Eindeutige Lösung des Beispiels



Kanalverdrahtung
Vertikale Einschränkungen

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

- Hier gezeigt: Extremformen von VCGs
  - Vollständig verschmolzen/getrennt
- Auch möglich: Zwischenstufen
  - Ein Knoten pro horizontalem Segment
- Was tun bei Zyklen im VCG?
  - Mehr als ein H-Segment pro Netz notwendig
  - Lösung: Knoten auftrennen!
  - Führt zu VCG-Zwischenformen

Kanalverdrahtung
Einschränkungen

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

- Einschränkungen

  Vertikale: VCG

  Horizontale: Im klassischen Modell:
  - Keine Überlappung zwischen H-Segmenten verschiedener Netze in gleicher Zeile (sonst Kurzschluß)
- Falls nur vertikale Einschränkungen:
  - Berechnung des längsten Pfades
- Falls keine vertikalen Einschränkungen:
  - Keine gegenüberliegenden Terminals
    $\Rightarrow$ Left-Edge Algorithmus (1971)
- Falls horiz. und vertikale existieren
  $\Rightarrow$ NP-Vollständig!

Kanalverdrahtung
Left-Edge Algorithmus

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

- Modelliere Netz i als Intervall

$$\left[x_{i_{min}}, x_{i_{max}}\right]$$

- Begrenzt durch Position der linken und rechten Terminals
- Ausreichend, da keine vertikalen Einschränkungen
  Zeile des H-Segments kann *überall* erreicht werden
- Lokale Dichte in Spalte x: $d(x)$
  Anzahl von Intervallen, die Spalte x enthalten
- Maximale lokale Dichte $d_{max} = max_x d(x)$ ist untere Schranke für Anzahl Zeilen
- Optimale Lösung:
  - Packe nicht-überlappende Intervalle in eine Zeile
  - Greedy

  $\Rightarrow$ Minimale Anzahl von Zeilen

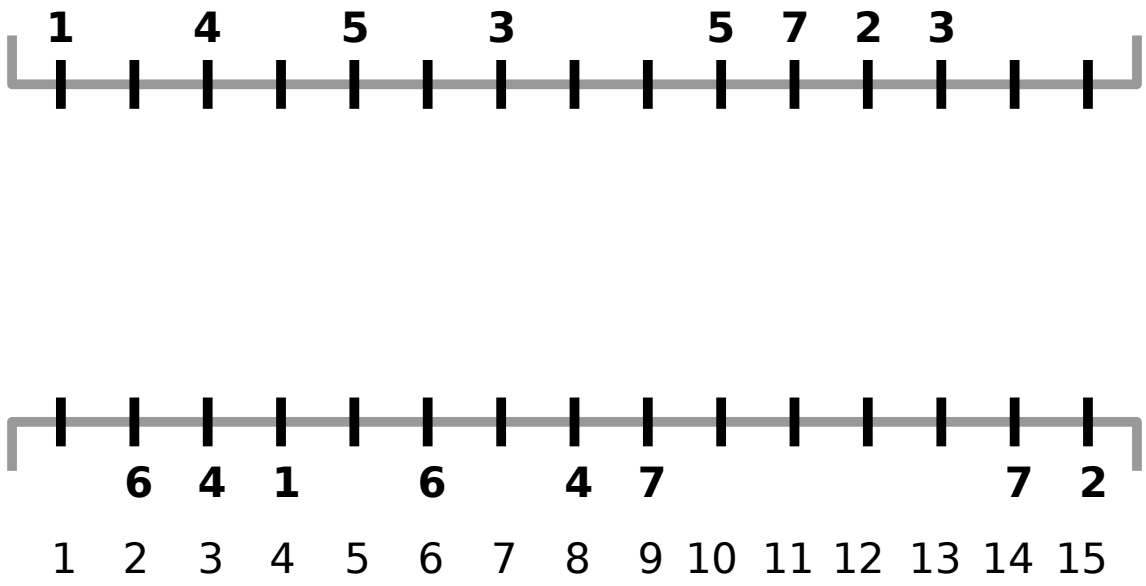
Left-Edge Algorithmus
Algorithmus

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

```
leftEdge(list<interval> i_list) begin
    /* intervalle in i_list nach aufsteigender linker koordinate sortiert */ set<set<interval > > solution ;
    set<interval> row ;
    interval f ;
    solution := ∅ ;
    while !i_list.empty() do
        f := i_list.head() ;
        i_list := i_list.tail() ;
        row := ∅ ;
        repeat
            row := row ∪ {f} ;
            f := erstes Element in i_list ohne Überlappung mit f ;
            i_list.remove(f) ;
        until f = nil;
        solution := solution ∪ {row} ;
    return (solution);
```

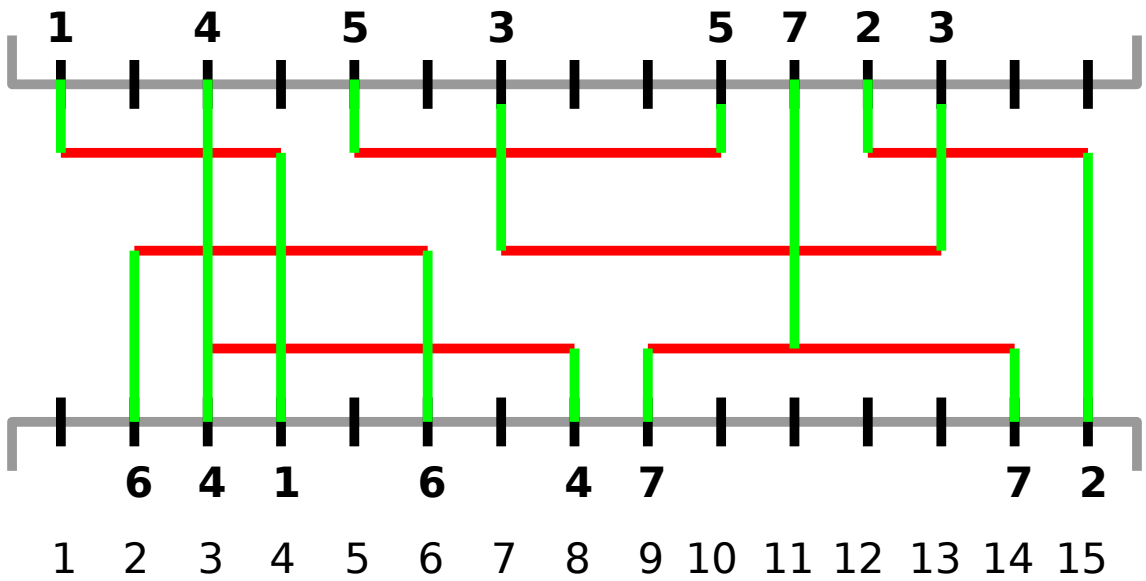
Left-Edge Algorithmus
Beispiel

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT



Left-Edge Algorithmus
Beispiel

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT



Left-Edge Algorithmus
Komplexität

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

- Entspricht als graphentheoretisches Problem dem Färbeproblem:
  Bestimme minimale Anzahl von Farben, so dass keine benachbarten Knoten die gleiche Farbe haben (Farben $\leftrightarrow$ Zeilen)
- Klassisches NP-vollständiges Problem
- Für Intervallgraphen aber in P
- n Intervalle
- d Zeilen
- Sortieren nach linker Koordinate $\mathcal{O}(nlogn)$
- Äußere Schleife: d Durchläufe
- Innere Schleife: max. n Intervalle betrachten

$\Rightarrow$ $\mathcal{O}(n \log n + d\ n)$
Kann noch verbessert werden: $\Theta(n)$

Kanalverdrahtung
Robuster Kanalrouter (Yoeli)

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

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

Robuster Kanal-Router
Berechnung der Gewichte w_i für Netz i

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

1. Falls i Spalten der maximalen Dichte überspannt:

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

   Hoffe auf Verringerung der max. Dichte, unabhängig von Seite (steepest descent)
2. Falls i ein Terminal auf der *aktuellen* Seite (oben/unten) auf Spalte x hat:

   $$w_i = w_i + d(x) \qquad (\forall \text{ Spalten } x)$$

   Bevorzuge Netze mit Terminals auf aktueller Seite
3. Für alle Spalten x bei denen eine vertikale Einschränkung verletzt würde:

   $$w_i = w_i - K\ d(x) \qquad (5 \leq K \leq 10)$$

   Bestrafe verletzte Einschränkung

Robuster Kanal-Router

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

- Regeln typisch für Heuristiken
- Robust
  - Unempfindlich gegen kleine Änderungen
- Nach Bestimmung der Gewichte
  - Finde Netz-Untermenge mit maximalem Gewicht, die in dieselbe Zeile passen
    - Ohne Verletzung horizontaler Einschränkungen
  - Verwende Intervallgraphen
    - Kante zwischen Knoten überlappender Intervalle
  - Unabhängige Menge (Menge unverbundener Knoten)
  - Unabhängige Menge maximalen Gewichts

    Für Intervallgraphen in P, allgemein NP-vollständig
  - Vorgehensweise: Dynamisches Programmieren
    - Konstruiere optimale Lösungen aus Teillösungen

      Komplexitätsparameter $\gamma : 1 \leq \gamma \leq$ Kanallänge

Robuster Kanal-Router
Dynamisches Programmieren

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

- γ = Spalte c
  Betrachte nur Netze mit rechtem Ende $\leq c$
- Bestimme Lösung $\gamma = c$ aus Lösung $\gamma < c$
  - Altes Maximalgewicht plus Netz n mit rechtem Ende in Spalte c
    Es exist. max. zwei solcher Netze (Terminals oben und unten)
  - n Teil der optimalen Lösung, falls
    Gewicht von n plus Gewicht bestehender Netze ohne Überlappung mit $n \geq$ max. Gewicht ohne n

Robuster Kanal-Router

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

- 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 nicht-überlappendem Netz
  - Wiederhole bis linker Rand erreicht

Robuster Kanal-Router

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

- Annahme: d_{max} (untere Schranke) Durchgänge reichen
  $\Rightarrow$ Wäre optimale Lösung
- Nur der *Versuch* der Vermeidung von V-Konflikten, keine Garantie
- Falls V-Konflikte unvermeidbar:
  - Entferne ein oder mehrere Netze (Auswahl heuristisch)
  - Verdrahte Netze mit Maze-Routing
  - Rip-up and re-route Ansatz
  - Garantiert keine Lösung!
- Falls sich herausstellt, dass keine Lösung:
  - Erneuter Durchlauf mit zusätzlicher Zeile
    Ggf. auch zusätzlicher Spalte

Robouster Kanalrouter Algorithmus

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

```
RobustRouter(placed_netlist N) begin
    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) do
        *SIEHE RECHTE SPALTE* ;
        while c > 0 do
            if (selected_net[c] != 0) then
                n := selected_net[c];
                row := row ∪ {n} ;
                c := x_{n_min} − 1 ;
            else
                c := c-1 ;
        S.append(row);
        top := !top;
        N := N ohne Netze in row;
    *Im Falle von V-Konflikten Maze-Routing anwenden*
```

```
foreach Netze i ∈ netlist N do
    w_i := i.compute_weight(N, top) ;
totalwght[0] := 0 ;
for (c:=1; c ≤ channel_width; ++c) do
    selected_net[c] := 0 ;
    totalwght[c] := totalwght[c-1] ;
    if (∃ Netz n:rechtes Terminal Spalte c, oben) then
        if (w_n + totalwght[x_{n_min} − 1] > totalwght[c]) then
            totalwght[c] := w_n + totalwght[x_{n_min} − 1];
            selected_net[c] := n;
    if (∃ Netz n:rechtes Terminal Spalte c, unten) then
        if (w_n + totalwght[x_{n_min} − 1] > totalwght[c]) then
            totalwght[c] := w_n + totalwght[x_{n_min} − 1] ;
            selected_net[c] := n ;
row := ∅ ;
c := channel_width ;
```

- Ggf. Wiederholung mit erhöter Breite/Länge

Kanalverdrahtung

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

- Wo sind die Kanäle? Channel Definition Problem (CDP)
- Reihenfolge für die Verdrahtung der Kanäle?
  Channel Ordering Problem (COP)
- Standardzellen-Entwurf
  - Bei rein lokaler Verdrahtung
    $\Rightarrow$ Reihenfolge egal, Kanäle sind zwischen den Zellreihen
  - Bei nicht lokaler: Globale Verdrahtung
    - Trennt Netze auf einzelne Kanäle auf
    - Übergang zwischen den Kanälen
      (Feedthroughs, reservierte Verdrahtungsebenen)
    - Idee: RSMT
- Bei Slicing Floorplans einfache Lösung:
  - Schnittlinien bilden Kanäle
  - Form/Größe abhängig von Reihenfolge
  - Reihenfolge definiert durch Schnittbaum (DFS mit Post-Order Durchlauf)

Zusammenfassung

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

- Verdrahtung
- Globale, lokale und Kanalverdrahtung
- Lösungsalgorithmen:
  - Maze-Algorithmus (Lees Algorithmus)
  - Liniensuche
  - A*-Suche
  - Pathfinder
  - ILP-Formulierung
  - Left-Edge Algorithmus
  - Robuster Kanalrouter