

# **Bewertung von Mess- und Abschätzverfahren zur Unterstützung dienstgüteorientierter Verkehrslenkung in verbindungslosen Datennetzen**

Von der Fakultät für Informatik, Elektrotechnik und Informationstechnik  
der Universität Stuttgart zur Erlangung der Würde  
eines Doktor-Ingenieurs (Dr.-Ing.) genehmigte Abhandlung

vorgelegt von  
**Lars Burgstahler**  
geb. in Stuttgart-Bad Cannstatt

Hauptberichter: Prof. Dr.-Ing. Dr. h. c. mult. Paul J. Kühn

Mitberichter: Prof. Dr.-Ing. Ralf Lehnert, TU Dresden

Tag der Einreichung: 08. Oktober 2007

Tag der mündlichen Prüfung: 25. Juli 2008

Institut für Kommunikationsnetze und Rechnersysteme  
der Universität Stuttgart

2009



# **Bewertung von Mess- und Abschätzverfahren zur Unterstützung dienstgüteorientierter Verkehrslenkung in verbindungslosen Datennetzen**

## **Kurzfassung**

Die Durchschaltevermittlung oder die verbindungsorientierte Paketvermittlung als Vermittlungsverfahren bieten dem Nutzer eine hohe Dienstgüte für seine Datenübertragung. Durch die explizite Reservierung von Ressourcen wird die Verzögerung bei der Durchschaltevermittlung konstant gehalten, die Verzögerungsschwankungen bei der Paketvermittlung können vernachlässigt werden und auch die Verluste sind gering. Der Verbindungsaufbau vor der Datenübertragung erlaubt eine gleichmäßige Verteilung des Verkehrs im Netz durch geschickte Auswahl der Pfade.

In Netzen mit verbindungsloser Paketvermittlung gilt dies nicht. Pakete verschiedener Kommunikationsbeziehungen konkurrieren während der Übertragung um die gemeinsam genutzten Ressourcen, es kommt zu Verzögerungsschwankungen und erhöhten Verlusten. Wird die Wegesuche dynamisch auf der Basis von verfügbarer Übertragungskapazität auf den Verbindungsabschnitten durchgeführt, kann es im Extremfall vorkommen, dass für jedes Paket ein anderer Pfad bestimmt wird. Damit kann es aufgrund unterschiedlicher Pfade von Paketen einer Kommunikationsbeziehung zu Reihenfolgevertauschungen kommen. Darüber hinaus sind derart berechnete Pfade oftmals länger und führen eine zusätzliche Verzögerung ein. Diese Effekte führen insgesamt dazu, dass die Netze nicht optimal betrieben werden können und die Benutzer nicht die für ihre Anwendung notwendige Dienstgüte erfahren.

Auf der anderen Seite hat die dynamische, lastabhängige Verkehrslenkung aber auch Vorteile: Durch gleichmäßige Verteilung des Verkehrs können die Netze besser ausgelastet werden, eine kostspielige Überdimensionierung der Ressourcen ist nicht notwendig. Gleichzeitig wird so Überlast vermieden und die Verlustwahrscheinlichkeit kann gesenkt werden. Schließlich wirken sich kürzere Warteschlangen positiv auf den lastabhängigen Teil der Verzögerung aus.

Ob die Vorteile der lastabhängigen Verkehrslenkung ihre Nachteile überwiegen, hängt in hohem Maße davon ab, ob die zugrunde liegenden Daten über den Netzzustand den Wegesuchalgorithmus unterstützen. Wird die Belegung der Verbindungsabschnitte als Mittelwert über ein langes Intervall bestimmt, erhält man zwar stabile Informationen, diese müssen aber mit der realen Situation nicht mehr übereinstimmen. In Folge kann es durch falsche Wegewahl zu Überlast auf bestimmten Verbindungsabschnitten kommen. Wird der Netzzustand zu häufig ermittelt, ist die Information zwar genau, häufig schwanken die Werte aber sehr stark. Hier ist die Folge ein rascher Pfadwechsel, unter möglichen Reihfolgevertauschungen leidet i. d. R. der Durchsatz.

Im Rahmen dieser Arbeit wird untersucht, ob die aus einfachen Messungen gewonnenen, genauen Informationen zur Belegung von Verbindungsabschnitten mit Hilfe von Filtern stabilisiert werden können. Dabei sollen die zwei widersprüchlichen Anforderungen (Genauigkeit und Stabilität der Information) möglichst optimal bedient werden, um eine insgesamt optimale, lastabhängige Verkehrslenkung zu erzielen.

Kapitel 2 gibt einen Überblick über Verkehrslenkungsverfahren. Dazu gehört an erster Stelle eine Einführung in die Notwendigkeit der Verkehrslenkung. Im weiteren Verlauf werden sowohl Verkehrslenkungsprotokolle als auch -algorithmen vorgestellt. Schließlich werden noch einige Probleme, wie z. B. der rasche Wechsel von Pfaden bei Paketen einer Kommunikationsbeziehung, dargestellt und somit nochmals die Nützlichkeit einer geeigneten, d. h. genauen und dennoch stabilen, Erfassung des Netzzustands motiviert.

In Kapitel 3 werden zuerst die Netzparameter beschrieben, die durch eine Messung überhaupt erfasst werden können. Da für die lastabhängige Vermittlung die freie Kapazität der Verbindungsabschnitte am besten geeignet ist, werden Messverfahren vorgestellt, die dabei helfen diese zu bestimmen. Anschließend werden Glättungs- und Abschätzverfahren vorgestellt, die für die bereits erwähnten Filter verwendet werden können. Die Unterscheidung zwischen den Verfahren liegt im wesentlichen darin, dass Glättungsverfahren nur den Einfluss abseits liegender Punkte zu eliminieren versuchen. Abschätzer tun dies zwar auch häufig, sind Abweichungen oder große Sprünge aber gerechtfertigt, so übernehmen sie diese. Ein Abschätzer wird also eher versuchen, den Trend sinnvoll zu erfassen.

Bei der Untersuchung werden sowohl lineare Algorithmen (z. B. lineare Regression), als auch nicht-lineare (z. B. Quantisierung) betrachtet. Unabhängig davon führen einige Algorithmen zeitliche Verzögerungen ein, die sich teilweise sehr nachteilig auf das Ergebnis auswirken, während andere die Abschätzung getreu dem zeitlichen Verlauf der Messung durchführen.

Die Bewertung der Filter soll in zwei Ansätzen erfolgen. In erster Linie müssen sie natürlich den Anforderungen an eine optimale Vermittlung genügen: ein hoher Durchsatz, geringe Verzögerungen, wenig Verluste, eine gleichmäßige Auslastung des Netzes usw. werden verlangt. Als zweites Ziel wird untersucht, ob Filter, die möglichst genaue und dennoch stabile Informationen erzeugen, für diese Aufgabe besser geeignet sind. Die Auswahl von Filtern könnte dann anhand dieser Eigenschaf-

ten getätigt werden und müsste nicht erst in aufwändigen Untersuchungen in einem Netz bewertet werden.

In beiden Ansätzen sind jedoch eine Reihe von Kriterien durch die Filter zu erfüllen, so dass die Bewertung ein Multi-Kriterien-Optimierungsproblem darstellt. In Kapitel 4 werden kurz die Grundlagen solcher Optimierungsprobleme vorgestellt. Dabei wird auch das Ziel aufgezeigt, mittels eines einzigen Wertes die Güte eines Filters hinsichtlich aller Kriterien darstellen zu können. Dass dies mit dem häufig eingesetzten Verfahren der gewichteten Summe nicht ausreichend möglich ist, wird anschließend erläutert. Im Folgenden wird das Referenzpunkt-Verfahren eingeführt, das für diese Fragestellung besser geeignet ist. Seiner Schwäche bei der Einbeziehung von Kriterien, deren Werte über mehrere Größenordnungen gehen (z. B. bei der Paketverlustwahrscheinlichkeit), wird durch eine Modifikation hin zum *beschränkten Referenzpunkt-Verfahren* begegnet.

Das Referenzpunkt-Verfahren arbeitet mit Schwellwerten, die für jedes Kriterium verschiedene Gütebereiche definieren. Sowohl für die Bewertung von Genauigkeit und Stabilität eines Algorithmus' als auch für seine Eignung zur Unterstützung der Verkehrslenkung werden im Weiteren Kriterien beschrieben. Für sie werden jeweils die Schwellwerte angegeben und begründet.

Die abschließende Bewertung in Kapitel 5 findet simulativ statt. Dabei werden verschiedene Netztopologien betrachtet, deren Verkehr die für Internetverkehr typischen Charakteristika besitzt. Die Ergebnisse zeigen, dass die Filter sowohl Vor- als auch Nachteile haben. Die meisten Filter zeigen in Abhängigkeit von ihrer Parametrisierung stark unterschiedliche Leistung, die in Summe oftmals unter der Leistung der einfachen, messbasierten Verkehrslenkung liegt. In vielen Fällen können sie aber hinsichtlich einzelner Kriterien zu besseren Ergebnissen führen. Die differenzierte Ergebnisdarstellung des beschränkten Referenzpunkt-Verfahrens hilft dabei, dies besser zu erkennen. Eine allgemeine Empfehlung bezüglich eines Filters oder einer bestimmten Filterklasse kann dabei nicht gemacht werden. Es wird aber gezeigt, wie für bestimmte Anforderungen der geeignete Filter gewählt werden kann.

Ein direkter Zusammenhang zwischen Genauigkeit und Stabilität der Filter und ihrer Eignung für die Verkehrslenkung kann nicht aufgezeigt werden. Es wird aber sichtbar, dass die Genauigkeit einen deutlich höheren Einfluss auf die Verkehrslenkung hat, als die Stabilität, auf deren Wichtigkeit in einigen Untersuchungen hingewiesen worden ist. Darüber hinaus können durch die Bewertung mit dem beschränkten Referenzpunkt-Verfahren noch eine Reihe weiterer Abhängigkeiten (z. B. zwischen Pfadstabilität und Warteschlangenlänge) identifiziert und begründet werden. Auf dieser Basis kann letztendlich doch eine Verbesserung der Verkehrslenkung stattfinden.



# **Evaluation of measurement and estimation algorithms to support quality of service oriented routing in connectionless data networks**

## **Summary**

Circuit switching and connection-oriented packet switching both offer the user a high degree of quality of service for his data transmission. The explicit reservation of resources guarantees a limited delay for circuit switching, a negligible delay variation for packet switching and a low packet loss rate. The connection setup before the data transmission allows a uniformly distributed data traffic within the network. The prerequisite is a reasonable path selection.

Networks with connectionless packet switching do not offer such guarantees easily. Packets of different communication relationships compete against each other for the shared resources. As a consequence the delay variation and the packet loss probability increases. If dynamic routing — based on the available capacity of the links — is used, a different path could possibly be calculated for each packet. This leads to sequence errors if packets on one path are transmitted faster than on the other. Besides, alternative paths are usually longer than the shortest path and therefore introduce additional delay. These effects prevent the optimal utilisation of network resources and the users will not experience the quality of service that is necessary for their applications.

But dynamic and load-dependent routing has its advantages, too: a uniformly distributed traffic helps to better utilise the network. Costly over-dimensioning of the network is not necessary. At the same time, overload is avoided and the packet loss probability will be reduced. Eventually, the shorter queue length has a positive impact on the load-dependent part of the delay.

Whether the advantages of load-dependent routing outweigh its disadvantages, highly depends on the usability of the information on the current status of the network with respect to the routing algorithm. If the link load is calculated as the mean value over a long interval, the result will be stable but does not necessarily correspond to the real situation. As a consequence wrong routing can

consequentially lead to an overload situation on certain links. If the link load calculation is based on short intervals, the information will be more precise, but the values could oscillate much more. As a consequence the paths might change rapidly and this leads to packet sequence errors and usually to a worse throughput.

This thesis addresses the question whether the precise but unstable short interval-based measurement of link utilisation could be stabilised by appropriate filters. In doing so, the two conflicting requirements (accuracy and stability of the measurement) should both be optimised to achieve an ideal, load-dependent routing.

Chapter 2 gives an overview on routing mechanisms. First, the necessity of routing is motivated. Then, routing protocols and routing algorithms are introduced. Finally, some problems are presented, like e.g. the so-called route flapping, a rapid switching between different paths for one communication relationship. Thereby the usefulness of an appropriate, i.e. exact but stable, acquisition of information on the network status is shown once more.

In chapter 3 the network parameters that can be measured are introduced first. Since the free capacity of a link is best suited for bandwidth-based routing, measurement methods to calculate this network parameter are described. Subsequently, smoothing and estimation algorithms are presented that can be used for the aforementioned filters. The difference between smoothing and estimation is mainly, that smoothing only tries to eliminate outliers, whereas the estimation tries additionally to discover the trend of the measurement. This can mean that outliers or sudden changes are accepted when they lie within the trend.

The evaluation comprises linear algorithms (e.g. the linear regression) as well as non-linear algorithms (e.g. quantisation). Some of these algorithms will introduce additional delays whereas others stay accurate with respect to the timing of the measurement.

The evaluation of the filters is done in two different studies. First of all, the deployment of the filters must support the requirements of optimum routing: a high throughput, low delay, few packet losses, a uniform traffic distribution within the network, etc. Secondly, the filters are evaluated with respect to their accuracy and stability. This analysis should show whether the best filters also yield the best results for the routing analysis. A future selection of filters then could be made based on these two criteria instead of an extensive evaluation within a network.

As can be seen, in both studies, a set of criteria has to be fulfilled by the filters and therefore the evaluation has to solve a multi-criteria-optimisation problem. The basics of such optimisation problems are briefly introduced in chapter 4. At the same time, the objective to aggregate the filter's quality in one value with respect to each single criteria is explained. It is shown that the commonly used weighted sum method is not capable of doing so satisfyingly. Subsequently, the reference point method is presented which is far better suited for this kind of problem. However it has one weakness: If the possible values of a criteria span several orders of magnitudes (as is the case with the packet loss probability) the results become meaningless. To this purpose a modified method, the *bounded reference point method*, is devised.



The reference point method uses thresholds which define the degree of quality that each criterion can achieve. For the evaluation of accuracy and stability of an algorithm as well as for its qualification as a routing support all applicable criteria are listed. For each of them the thresholds are specified and justified.

The final evaluation shown in chapter 5 is supported by a simulation tool. Different network topologies are examined. The traffic in the simulation scenarios has typical Internet characteristics. The results show that the filters have advantages but also disadvantages. Most filters yield varying results depending on their parameterisation. These results often cannot compete to the performance of simple, measurement-based routing. Yet in many cases, the results with respect to single criteria are much better. The capability of the bounded reference point method to differentiate between the performance concerning one criterion and the overall performance supports a more sophisticated view on the solution. All in all, a general recommendation regarding a special filter or a class of filters cannot be given. However, this thesis shows how to select a certain filter with regard to a specific problem.

Finally, a direct relation between the accuracy and stability of a filter and its applicability for routing cannot be shown. However, it becomes clear that the accuracy has definitely a higher influence on the routing than the stability. Furthermore, the evaluation with the aid of the bounded reference point method points out a series of other dependencies (e.g. between path stability and queue length). Based upon these results, an optimisation of the routing can be addressed nevertheless.



# Inhaltsverzeichnis

<b>Abkürzungen</b>	<b>xv</b>
<b>Formelzeichen</b>	<b>xvii</b>
<b>1 Einleitung</b>	<b>1</b>
1.1 Dienstgüteorientierte Verkehrslenkung in verbindungslosen Netzen . . . . .	1
1.2 Ziele der Arbeit . . . . .	3
1.3 Übersicht über die Arbeit . . . . .	4
<b>2 Verkehrslenkungsverfahren</b>	<b>5</b>
2.1 Vermittlungsverfahren . . . . .	5
2.2 Verkehrslenkung . . . . .	6
2.2.1 Netze ohne Verkehrslenkung . . . . .	6
2.2.2 Netze mit Verkehrslenkung . . . . .	8
2.3 Verkehrslenkungsprotokolle . . . . .	11
2.3.1 Distanz-Vektor-Protokolle . . . . .	11
2.3.2 Link-State-Protokolle . . . . .	15
2.3.3 Verkehrslenkungsprotokolle und Dienstgüte . . . . .	19
2.4 Verkehrslenkungsalgorithmen . . . . .	19
2.4.1 Algorithmen mit einer Randbedingung . . . . .	20
2.4.2 Algorithmen mit mehreren Randbedingungen . . . . .	24
2.5 Wegeauswahl . . . . .	25
2.6 Probleme bei der Verkehrslenkung . . . . .	27
2.6.1 Oszillation zwischen Pfaden . . . . .	27
2.6.2 Vertauschen der Paketreihenfolge . . . . .	28
2.6.3 Synchronisationseffekte . . . . .	28
<b>3 Bestimmung von Netzparametern</b>	<b>29</b>
3.1 Einführung . . . . .	29
3.1.1 Definition der Netzparameter . . . . .	29

3.1.2	Definition der Verarbeitungsschritte . . . . .	31
3.2	Passive und aktive Messverfahren . . . . .	32
3.2.1	Passive Messverfahren . . . . .	32
3.2.2	Aktive Messverfahren . . . . .	32
3.3	Messung der Datenrate . . . . .	35
3.3.1	Zeitfensterbasierte Messung . . . . .	36
3.3.2	Volumenbasierte Messung . . . . .	39
3.3.3	Kombiniertes Verfahren . . . . .	41
3.4	Glättungs- und Abschätzverfahren . . . . .	42
3.4.1	Sinn und Zweck der Verfahren . . . . .	42
3.4.2	Lineare Regression . . . . .	44
3.4.3	Arithmetisches Mittel . . . . .	46
3.4.4	Median . . . . .	46
3.4.5	Hanning-Fenster . . . . .	48
3.4.6	Exponentiell gewichteter Durchschnitt . . . . .	49
3.4.7	Diskretisierung . . . . .	54
<b>4</b>	<b>Bewertungsverfahren</b>	<b>59</b>
4.1	Grundlagen der Vektor-Optimierungsprobleme . . . . .	59
4.1.1	Designvariablen . . . . .	60
4.1.2	Randbedingungen . . . . .	60
4.1.3	Zielfunktionen . . . . .	61
4.1.4	Pareto-Optimalität . . . . .	61
4.2	Gewichtung und Referenzpunkt-Verfahren . . . . .	62
4.2.1	Gewichtete Summe . . . . .	62
4.2.2	Referenzpunkt-Verfahren . . . . .	64
4.3	Bewertung der Messverfahren . . . . .	69
4.3.1	Mittlerer absoluter Fehler der gemessenen Rate . . . . .	69
4.3.2	Relative Häufigkeit der Messwerterfassung . . . . .	70
4.3.3	Schwellwerte aller Designvariablen zur Messverfahrensbewertung . . . . .	70
4.4	Messungsbezogene Bewertung der Abschätzverfahren . . . . .	71
4.4.1	Genauigkeit . . . . .	71
4.4.2	Stabilität . . . . .	76
4.4.3	Schwellwerte aller messungsbezogenen Designvariablen . . . . .	78
4.5	Netzbezogene Bewertung der Abschätzverfahren . . . . .	78
4.5.1	Durchsatz . . . . .	79
4.5.2	Verzögerung . . . . .	80
4.5.3	Paketverlust . . . . .	83

4.5.4	Netzauslastung . . . . .	84
4.5.5	Lastverteilung . . . . .	86
4.5.6	Pfadstabilität . . . . .	88
4.5.7	Pfadlänge . . . . .	89
4.5.8	Schwellwerte aller netzbezogenen Designvariablen . . . . .	89
<b>5</b>	<b>Bewertung der Abschätzmethoden</b>	<b>91</b>
5.1	Genauigkeit und Stabilität der Abschätzmethoden . . . . .	92
5.1.1	Szenario „Verbindungsabschnitt“ . . . . .	92
5.1.2	Verkehrsmodell . . . . .	92
5.1.3	Auswahl der Basismessmethode . . . . .	93
5.1.4	Auswertung der Abschätzmethoden . . . . .	95
5.1.5	Zusammenfassung der Analyse . . . . .	103
5.2	Auswirkung der Abschätzung auf die Verkehrslenkung . . . . .	105
5.2.1	Szenario „Deutschlandnetz“ . . . . .	105
5.2.2	Andere Szenarien . . . . .	107
5.2.3	Auswertung der Abschätzmethoden . . . . .	108
5.2.4	Zusammenfassung der Ergebnisse . . . . .	121
<b>6</b>	<b>Zusammenfassung</b>	<b>125</b>
<b>A</b>	<b>Ergänzung zu den Ergebnissen</b>	<b>131</b>
A.1	Auswirkung von Abschätzmethoden auf die Wegesuche . . . . .	131
A.1.1	Verkettung von Hanning-Fenster- und Median-Filter . . . . .	131
A.1.2	Filter mit retrospektivem EWMA . . . . .	133
A.1.3	Diskretisierungsfiter mit Hysterese . . . . .	134



# Abkürzungen

ATM	Asynchronous Transfer Mode
BGP	Border Gateway Protocol
BPDU	Bridge Protocol Data Unit
CC	Correlation Coefficient
CIDR	Classless Inter-Domain Routing
CLNP	Connectionless Network Protocol
DFT	Diskrete Fourier-Transformation
DSL	Digital Subscriber Line
DV	Designvariable
EIGRP	Enhanced Interior Gateway Routing Protocol
EWMA	Exponentially Weighted Moving Average
FDDI	Fiber Distributed Data Interface
GGP	Gateway to Gateway Protocol
GPS	Global Positioning System
ICMP	Internet Control Message Protocol
IEEE	Institute of Electrical and Electronics Engineers
IETF	Internet Engineering Task Force
IGRP	Interior Gateway Routing Protocol
IP	Internet Protocol
IS-IS	Intermediate Systems to Intermediate Systems
ISO	International Organisation for Standardization
LAN	Local Area Network
MAE	Mean Absolute Error
MAPEF	Mean Absolute Percentage Error of the Forecast
MLLP	Mean Longest Loop-free Path
MRTG	Multi-Router Traffic Grapher
NTP	Network Time Protocol
OC	Optical Carrier
OSI	Open System Interconnection

OSPF	Open Shortest Path First
PLS	Penalized Least Square
PNNI	Private Network-Node Protocol, Private Network-Network Protocol
RFC	Request for Comment
RIP	Routing Information Protocol
RSTP	Rapid Spanning Tree Protocol
RTO	Roundtrip Timeout
RTT	Roundtrip Time
SLoPS	Self-Loading Periodic Streams
SPF	Shortest Path First
SPT	Shortest-Path Tree
STP	Spanning Tree Protocol
TCP	Transmission Control Protocol
TIC	Theil Inequality Coefficient
UDP	User Datagram Protocol
WDM	Wavelength Division Multiplexing



# Formelzeichen

## Allgemeine Formelzeichen

$i, j, n, N$       Ganzzahliger Wert (allgemein)

## Bestimmung von Netzparametern

$a_i$	Kurvenparameter beim Least Square Fitting
$\alpha$	Gewichtungsfaktor des EWMA
$\alpha_b$	Basisgewichtungsfaktor eines adaptiven EWMA
$B$	Kapazität eines Verbindungsabschnitts
$B_f$	freie Kapazität eines Verbindungsabschnitts
$D$	Anzahl der Stufen einer Diskretisierung
$\mathbf{D}^d$	Differenzenmatrix vom Grad $d$
$E^2$	Fehlerquadrat beim Least Square Fitting
$E_a$	Quantisierungsfehler bei der Diskretisierung
$\mathbf{E}$	Einheitsmatrix
$f$	Frequenz
$f_g$	Grenzfrequenz
$\gamma$	Gewichtsmodifikator für EWMA
$h$	Größe der Hysterese
$I$	Intervall einer Messung
$l_j$	Stufe einer Diskretisierung
$L$	Länge eines Pakets
$L_{i,n}$	Länge des im Intervall $n$ enthaltenen Anteils von Paket $i$
$\lambda$	Glättungsfaktor des Penalized Least Square
$M$	Datenmenge
$\mu$	Arithmetisches Mittel
$p$	Wahrscheinlichkeitsdichte
$P_T$	Zustands-Übergangswahrscheinlichkeit der Diskretisierung
$r$	Steigung der Datenrate
$r_g$	Grenzsteigung der Datenrate
$r_{\text{norm}}$	Normierungswert für die Datenratensteigerung

$R$	Datenrate (Messwert)
$s_j$	Schwellwert einer Diskretisierung
$S_z$	Größe einer Diskretisierungszelle
$t$	Zeit (allgemein)
$t_i$	Zeitpunkt $i$
$\Delta t$	Zeitdauer (z. B. eines Messintervalls)
$w$	Gewichtungsfaktor
$w_h(i)$	Funktionswert eines Hanningfensters
$x_i$	Messwert zum Zeitpunkt $i$
$y_i$	Schätzwert zum Zeitpunkt $i$
$z_i$	Geglätteter Wert
$Z_j$	Zone $j$ einer Diskretisierung

### Vektor-Optimierung

$A_t$	Gesamte zu übertragende Datenmenge einer Quelle
$c$	Korrelationskoeffizient
$E_{\text{ma}}$	Mittlerer absoluter Fehler
$E_{\text{MAPEF}}$	Mittlerer absoluter prozentualer Fehler
$G$	Nutzdurchsatz
$H$	Häufigkeit der Messwernerfassung
$I_R$	Anzahl der Router-Eingänge
$K$	Konstanz
$l(q)$	Leistungsmaß der Vektoroptimierung
$L_{\text{flow}}$	Mittlere Länge eines Flusses
$L_P$	Mittlere Pfadlänge
$L_Q$	Mittlere Warteschlangenlänge
$\Lambda$	Netzauslastung
$m$	Mittlere Abweichung
$m_V$	Mittlere Abweichung von der mittleren Last auf einem Verbindungsabschnitt
$P_L$	Paketverlustwahrscheinlichkeit
$P_S$	Wahrscheinlichkeit für Reihenfolgevertauschung von Paketen
$\phi$	Koeffizient der Leistungsfunktion beim Referenzpunkt-Verfahren
$\pi$	Mittlere Anzahl der Pfadänderungen pro Zeiteinheit und Knoten
$\vec{f}(\vec{q})$	Zielfunktion der Vektor-Optimierung
$\vec{g}(\vec{q})$	Ungleichheitsrandbedingung der Vektor-Optimierung
$\vec{h}(\vec{q})$	Gleichheitsrandbedingung der Vektor-Optimierung
$q_j$	Designvariablen
$\vec{q}$	Vektor der Designvariablen

$Q_j^a$	Angestrebter Schwellwert der Leistungsfunktion (Aspiration)
$Q_j^n$	Niedrigster Schwellwert der Leistungsfunktion (Nadir)
$Q_j^r$	Mindestschwellwert der Leistungsfunktion (Reservation)
$Q_j^u$	Höchster Schwellwert der Leistungsfunktion (Utopia)
$R^2$	Bestimmungskoeffizient, $R^2$ -Measure
$\sigma$	Standardabweichung
$t_{RT}$	Umlaufzeit
$T$	Durchsatz
$\tau$	Verzögerungszeit
$\tau_l$	Verzögerungszeit eines Verbindungsabschnitts
$\tau_q$	Verzögerungszeit einer Warteschlange
$\Delta\tau$	Verzögerungsschwankung
$U$	Theilsche Ungleichheitsmaßzahl
$U_b$	Systematischer Fehler der Theilschen Ungleichheitsmaßzahl
$U_c$	Kovarianter Anteil der Theilschen Ungleichheitsmaßzahl
$U_v$	Streuungsanteil der Theilschen Ungleichheitsmaßzahl
$\nu_H$	Verhältnis zwischen Häufigkeiten der Messwerterfassung
$V$	Anzahl der Verbindungsabschnitte
$\psi$	Koeffizient der Leistungsfunktion beim Referenzpunkt-Verfahren



# Kapitel 1

## Einleitung

### 1.1 Dienstgütorientierte Verkehrslenkung in verbindungslosen Netzen

Bei Telefonaten im klassischen, durchschaltvermittelten Festnetz erlebt der Teilnehmer eine sehr hohe Dienstgüte. Telefoniert der Angerufene nicht gerade selbst, kommt i. Allg. jeder Anruf zustande, die dafür notwendigen Ressourcen stehen zur Verfügung. Nur in besonderen Ausnahmesituationen, wie z. B. an Silvester, kann es zur Ablehnung des Anrufs durch den Diensteanbieter kommen. Die Sprachqualität während eines Anrufs ist konstant gut und es gibt keine netzbedingten Unterbrechungen oder Störungen. Dafür sorgt die explizite Reservierung von Übertragungskapazität, früher in Form eines physikalisch durchgeschalteten Kanals, heute in Form von Zeitschlitzten auf einem Kanal, die nur dem jeweiligen Teilnehmer zur Verfügung stehen. Dadurch wird die Verzögerung konstant gehalten, es kommt zu vernachlässigbaren Verzögerungsschwankungen und nahezu nie zu Verlusten.

Dass die Qualität der Festnetztelefonie so groß ist, liegt im Wesentlichen an der guten Planbarkeit — den Netzbetreibern ist die Anzahl der pro Teilnehmer angeschlossenen Telefone bekannt — und an jahrzehntelanger Erfahrung die es erlaubt, das zu erwartende Verkehrsaufkommen durch einzelne Anschlüsse sowie den Summenverkehr zwischen Vermittlungsstellen relativ genau zu bestimmen. Starke Abweichungen davon, wie sie z. B. nach der Freigabe des Telefonmonopols auftraten, als kleinere Betreiber ihren gesamten Verkehr über einzelne Vermittlungsstellen geleitet haben, konnten durch Anpassung der bestehenden Netze gut abgefangen werden.

In Datennetzen, welche auf der Internet-Protokoll-Suite (IP) beruhen, sieht die Situation ganz anders aus. In der Regel ist den Netzbetreibern nicht bekannt, wieviele Rechner an welcher Stelle angeschlossen sind. Hinter einer öffentlichen Adresse kann sich ein ganzes Netz verbergen, in dem dynamisch Rechner hinzugefügt oder weggenommen werden. Darüber hinaus ist der zu erwartende Verkehr nicht immer vorhersehbar: Websurfen benötigt um viele Größenordnungen weniger Kapazität als der Download von Audio- oder Videodateien, doch auch zwischen einzelnen Webseiten kann der Unterschied im Datenvolumen schon mehrere Größenordnungen betragen. Einige Dienste, wie

z. B. Internet-Telefonie haben über längere Zeit relative konstante Übertragungsraten, während andere Dienste büschelförmigen Verkehr erzeugen und die Dauer der Dienstenutzung stark schwankt.

Da diese Verkehrscharakteristik eine Netzdimensionierung erschwert und da momentan in IP-Netzen keine Reservierungsmechanismen eingesetzt werden, ist ersichtlich, warum hier keine besonders gute Dienstgüte zu erwarten ist. Auch wenn ein gewisser Anteil der Wartezeiten (z. B. beim Surfen) durch Überlastung der Server (zu viele Seitenabrufe in kurzer Zeit) entsteht, ist die Hauptursache für Verzögerungen doch die allgemeine Verkehrssituation. Die Resultate sind z. B. ein schleppender Aufbau von Webseiten oder die schlechte Sprachqualität bei der Internet-Telefonie.

Die meisten Netzbenutzer kennen diese Probleme und so ist es umso erstaunlicher, dass eigentlich genügend Ressourcen in den Netzen vorhanden sind. Die mittlere Auslastung von Kernnetzen liegt teilweise bei lediglich 30–40%, bei Zugangnetzen liegt sie meist bei weniger als 70% [25]. Dass es dennoch zu Engpässen kommen kann, liegt an den Spitzen im Verkehrsaufkommen. In [18] wird beschrieben wie es durch Lastspitzen selbst auf breitbandigen, im Mittel wenig ausgelasteten Verbindungsabschnitten kurzzeitig zu signifikanten Verzögerungen kommen kann.

Ein Ansatz, um dieses Verzögerungsproblem zu vermeiden, ist eine Wegesuche, die in Abhängigkeit von der aktuellen Auslastung der einzelnen Verbindungsabschnitte den besten Pfad sucht. Durch geschickte Verteilung der Pakete können Lastspitzen in den Knoten vermieden und die Verzögerung gesenkt werden. Dabei ist allerdings darauf zu achten, dass durch eventuell längere Pfade die Gesamtverzögerung eines Pakets nicht stärker zunimmt.

In den letzten Jahren wurde diesem Ansatz viel Aufmerksamkeit gewidmet und es wurden Architekturen, Protokolle und Algorithmen hierzu entwickelt und untersucht [27]. In der Realität stehen den Vorschlägen zur Zeit jedoch noch drei Einschränkungen entgegen:

- Zur Wegesuche werden in IP-Netzen Algorithmen verwendet, die nach dem kürzesten Weg suchen und nicht nach dem am wenigsten belasteten (weitesten). Solche Algorithmen sind jedoch bekannt und könnten jederzeit eingesetzt werden.
- Um entsprechend der Auslastung nach Wegen zu suchen, müssen Verkehrslenkungsprotokolle ihre Information an alle Knoten verteilen. Obwohl dies z. Zt. noch nicht geschieht, haben die heutzutage verwendeten Protokolle die Möglichkeit, Kapazitätsinformationen zu verteilen.
- Das dritte Problem ist, dass keine Information über die Auslastung vorliegen. In verbindungslosen Netzen existiert keine Signalisierung, die Information über das zu erwartende Verkehrsprofil eines Datenstroms geben könnte. Viele Knoten bestimmen deshalb die Gesamtauslastung durch Mittelwertbildung über ein bestimmtes Intervall. Leider ist dieses oft sehr groß und die Ergebnisse sind damit für eine dynamische Wegesuche nicht besonders gut geeignet.

Sobald demzufolge gute Verfahren zur Bestimmung der Auslastung vorliegen, kann mit Hilfe der bereits existierenden Verkehrslenkungsprotokolle und -algorithmen eine gleichmäßigere Auslastung der Netze und eine bessere Dienstgüte oder ein höherer Durchsatz für den Nutzer erzielt werden.

Bei der Auswahl dieser Verfahren ist vor allem darauf zu achten, dass sie sowohl exakte, als auch stabile Aussagen zur Auslastung machen. Der erste Punkt ist wichtig, damit für die Verkehrsverteilung auch die tatsächliche Situation des Netzes berücksichtigt wird. Der zweite Punkt sorgt für möglichst seltene Pfadänderung und wenig Verkehr durch Informationsaktualisierung. Dass sich diese beiden Kriterien widersprechen, wird im Folgenden noch zu sehen sein.

## 1.2 Ziele der Arbeit

Es gibt bereits einige Arbeiten, die sich mit der Verkehrslenkung auf der Basis ungenauer Information beschäftigen [45, 64]. Deutlich einfacher wäre die Verkehrslenkung jedoch, wenn es gelänge, die Information genauer zu machen.

Das erste Ziel dieser Arbeit ist die Suche nach Algorithmen, die eine möglichst genaue und dennoch stabile Erfassung der Auslastung eines Verbindungsabschnitts ermöglichen. Die Algorithmen werden dafür in Mess-, Glättungs- und Abschätzalgorithmen unterteilt. Während die Messalgorithmen die (aufgrund starker Schwankung für die Wegesuche meist unbrauchbaren) Rohdaten liefern, sollen die Glättungs- und Abschätzalgorithmen diese für die Verwendung bei der Wegesuche aufbereiten. Die gute Erfassung der Belegung ist jedoch nur das Werkzeug zur Erfüllung der eigentlichen Aufgabe: Eine Wegesuche, die optimale Pfade für den Datentransport ermittelt. Die endgültige Bewertung der Algorithmen wird deshalb an diesem Ziel festgemacht.

Sowohl bezüglich der Parametrisierung eines Testnetzes (in der Simulation oder Realität), als auch des zeitlichen Aufwands zur Erfassung der Daten und ihrer Auswertung, ist es außerordentlich aufwendig, die Eigenschaften von Mess-, Glättungs- und Abschätzalgorithmen immer an einem Netz zu untersuchen. Im Rahmen dieser Arbeit soll deshalb auch untersucht werden, ob bereits durch die Genauigkeits- und Stabilitätseigenschaften der Algorithmen ein Rückschluss auf ihre Eignung für die Informationsgewinnung zur Wegesuche gezogen werden kann.

Das zweite Ziel der Arbeit liegt auf der eigentlichen Bewertungsmethodik für die Algorithmen. Zur sinnvollen Beurteilung der Algorithmen müssen sowohl für die Genauigkeits- und Stabilitätsanalyse, als auch für die Analyse ihrer Eignung für die Wegesuche verschiedene Kriterien herangezogen werden. Ein allgemein bekanntes Verfahren zur Lösung solcher Multi-Kriterien-Probleme ist die gewichtete Summe, die aber große Nachteile besitzt. Aus diesem Grund wird ein anderes Bewertungsverfahren, das Referenzpunkt-Verfahren vorgestellt. Um es im vorliegenden Fall einsetzen zu können, werden zuerst alle Bewertungskriterien qualitativ und quantitativ definiert. Aufgrund einer speziellen Eigenschaft der Kriterien<sup>1</sup> musste das Verfahren modifiziert werden.

Am Ende der Arbeit wird gezeigt, ob Algorithmen zur Erfassung der verfügbaren Kapazität im Hinblick auf die Wegesuche besonders gut geeignet sind und wie mit Hilfe des Referenzpunkt-Verfahrens differenzierte Aussagen über ihre Leistungsfähigkeit getroffen werden können. Insbe-

---

<sup>1</sup>Es handelt sich hierbei um die um Größenordnungen differierenden Unterschiede zwischen gut und schlecht.

sondere soll damit detailliert, d. h. im Hinblick auf die verschiedenen Optimierungskriterien, gezeigt werden, ob sich Aufwand und Nutzen des zusätzlichen Prozesses lohnen. Auf Basis der Beschreibung dieses Verfahrens können zukünftig weitere Algorithmen auf ihre Verwendbarkeit überprüft werden.

### 1.3 Übersicht über die Arbeit

Im folgenden Kapitel 2 wird ein Überblick über Verkehrslenkungsverfahren gegeben. Nach einer kurzen Einführung in die Grundlagen der Datennetze, werden die Gründe für die Verkehrslenkung dargelegt und gezeigt, wo Verkehrslenkung eingesetzt wird. Im weiteren Verlauf werden die zwei Familien der Verkehrslenkungsprotokolle vorgestellt, gefolgt von einer Übersicht über die wesentlichen Verkehrslenkungsalgorithmen. Die Beschreibung wie unter mehreren geeigneten Wegen der zu verwendende ausgewählt wird sowie eine Zusammenfassung einiger Probleme bei der Verkehrslenkung schließen dieses Kapitel ab.

Kapitel 3 beginnt mit einer Definition der für die Verkehrslenkung interessanten Netzparameter und beschreibt die Probleme bei ihrer Verwendung. Eine Klassifizierung der Messverfahren für diese Parameter leitet dann über in eine Beschreibung der Mess-, Glättungs- und Abschätzverfahren, die in dieser Arbeit untersucht werden.

In Kapitel 4 wird beschrieben, wie die Leistungsfähigkeit der einzelnen Mess-, Glättungs- und Abschätzverfahren bestimmt werden kann. Dazu gehört eine Einführung in die Grundlagen der Vektor-Optimierungsprobleme. Es werden verschiedene Verfahren vorgestellt, wobei der Schwerpunkt auf dem anschließend ausgewählten Referenzpunkt-Verfahren liegt. Nach der Vorstellung einer für die Problemstellung notwendigen Modifizierung wird im Weiteren gezeigt, wie dieses Optimierungsverfahren für die Bewertung genutzt werden kann. Dabei werden umfassend Bewertungskriterien vorgestellt. Neben einer qualitativen Beschreibung und einer Darstellung der zu berücksichtigenden Einschränkungen wird auch eine quantitative Darstellung gegeben. Sie zeigt, für welche absoluten Werte (z. B. bei Verlusten) ein Bewertungskriterium gut oder schlecht erfüllt wird. Da für die Bewertung der Algorithmen zwei unterschiedliche Simulationsansätze mit verschiedenen Kriterien verwendet werden, findet hier eine getrennte Beschreibung statt.

Kapitel 5 stellt die zwei Simulationsansätze vor: Zum einen eine reine Analyse der Genauigkeit und Stabilität eines Algorithmus' an einem einzelnen Verbindungsabschnitt und zum anderen sein Einfluss auf die Wegesuche in einem größeren Netz. Es zeigt die Ergebnisse der Untersuchung der Mess-, Glättungs- und Abschätzverfahren jeweils getrennt für beide Ansätze und vergleicht, ob sich aus dem ersten, einfacheren Ansatz Rückschlüsse auf den zweiten, weit aufwendigeren ziehen lassen.

Die Arbeit schließt in Kapitel 6 mit einer Zusammenfassung der wichtigsten Ergebnisse und gibt einen kurzen Ausblick auf mögliche Erweiterungen sowie die Auswirkung der Ergebnisse auf andere Bereiche.



# Kapitel 2

## Verkehrslenkungsverfahren

In der Einleitung wurde erwähnt, dass es Protokolle zur Verteilung von Informationen über den Netzzustand gibt sowie Algorithmen, die darauf basierend geeignete Wege für die Datenpakete berechnen. Diese Algorithmen und Protokolle fallen unter den Begriff der Verkehrslenkungsverfahren (engl. *routing*); in diesem Kapitel soll eine Einführung in diese Verfahren gegeben werden. Verfahren, die für eine gleichmäßige Netzauslastung und eine hohe Dienstgüte sorgen, sind dabei besonders interessant.

Verkehrslenkung ist nur eine Teilaufgabe bei der Datenübertragung von einem Kommunikationsteilnehmer zu einem anderen. Sie kann als der Vermittlung (engl. *switching*) untergeordnet betrachtet werden, deren Aufgabe die Weiterleitung (engl. *forwarding*) der Daten in Richtung auf einen Empfänger ist. Da der Vermittlung aber i. d. R. der am besten geeignete Weg zu diesem Empfänger nicht von vorneherein vorliegt, wird dieser mit den Methoden der Verkehrslenkung bestimmt. Bevor in diesem Kapitel die einzelnen Aspekte der Verkehrslenkung beschrieben werden, soll eine kurze Beschreibung der Vermittlungsverfahren gegeben werden.

### 2.1 Vermittlungsverfahren

Das Vermittlungsverfahren bestimmt, in welcher Form eine Verbindung zwischen den Kommunikationsteilnehmern hergestellt wird. Dabei wird zwischen zwei Verfahren unterschieden: Durchschaltung (engl. *circuit switching*) und Speichervermittlung (engl. *store-and-forward switching*) [34].

Die Durchschaltvermittlung dient der verbindungsorientierten Kommunikation, wobei einer Verbindung ein durchgehender Kanal (engl. *channel*) zur exklusiven Nutzung zur Verfügung gestellt wird. Dieser Kanal entsteht durch Verknüpfen mehrerer aufeinanderfolgender Kanalabschnitte. Es ist dabei unerheblich, ob die Kommunikationspartner Daten übertragen oder nicht, der Kanal besteht bis zum expliziten Abbau. Früher wurde dieser Kanal physikalisch durchgeschaltet, heute kommt jedoch vorwiegend das Zeitmultiplexverfahren (engl. *time division multiplexing*) zum Tragen. Hierbei werden jeder Verbindung Zeitschlitze auf dem physikalischen Kanal zur Verfügung gestellt. Damit kann einer einzelnen Kommunikationsbeziehung nur ein vorgegebener Prozentsatz der auf dem Ab-

schnitt vorhandenen Kapazität zugeteilt werden. In der Folge können sich mehrere Verbindungen den Abschnitt teilen, eine bessere Auslastung wird erreicht.

Bei der Speichervermittlung werden Dateneinheiten abschnittsweise vom Sender zum Empfänger transportiert. Dabei werden sie in den Vermittlungsknoten zwischengepuffert bis der nächste zu verwendende Verbindungsabschnitt bestimmt ist bzw. die notwendigen Ressourcen für den Weitertransport bereit stehen. Da ein Verbindungsabschnitt nicht exklusiv für eine Verbindung zur Verfügung steht, erfolgt der Zugriff darauf mit Hilfe von asynchronem Multiplexen. Die Weiterleitung geschieht anhand einer Adresse, die im Kopf der Dateneinheiten enthalten sein muss. Die wichtigste Art der Speichervermittlung ist die Paketvermittlung (engl. *packet switching*), bei der die Dateneinheiten (Pakete, (engl. *packets*)) eine beschränkte, aber oft variable Länge haben. Paketvermittlung kann verbindungslos (mit Hilfe von sog. Datagrammen) oder verbindungsorientiert (mit Hilfe virtueller Verbindungen) stattfinden. Datagramme einer Verkehrsbeziehung werden von den Vermittlungsknoten unabhängig voneinander anhand ihrer Zieladresse auf möglicherweise unterschiedlichen Wegen weitergeleitet. Bei virtuellen Verbindungen werden diese Pakete auf dem gleichen Pfad weitergeleitet. Die Vermittlungsknoten legen für die Kommunikationsbeziehungen einen Eintrag in einer Tabelle an, der z. B. allen an einem Eingang eingehenden Paketen mit der gleichen Zieladresse den gleichen Ausgang zuweist.

## 2.2 Verkehrslenkung

Unabhängig vom Vermittlungsverfahren muss bei jeder Kommunikation ein Pfad vom Sender zum Empfänger gefunden werden, sei es zum Aufbau einer Verbindung oder zur Weiterleitung von Datagrammen. Zu diesem Zweck wird die Verkehrslenkung eingesetzt. Verkehrslenkung hat aber nicht nur die reine Zielführung zur Aufgabe („*welcher Weg kann genommen werden?*“), sondern soll auch den unter gegebenen Voraussetzungen geeignetesten Weg finden.

Einige Netze sind so einfach aufgebaut, dass keine gesonderten Verfahren für die Verkehrslenkung eingesetzt werden. Alle Nachrichten kommen zwangsläufig beim Empfänger an. Bei komplexeren Netzen ist es jedoch nicht möglich, auf Verkehrslenkung zu verzichten. Im Folgenden werden kurz Netze vorgestellt, die keine explizite Verkehrslenkung benötigen, anschließend wird eine Übersicht über die Methoden der Verkehrslenkung in komplexeren Netzen gegeben.

### 2.2.1 Netze ohne Verkehrslenkung

Lokale Netze (engl. *Local Area Network, LAN*) wurden häufig in Form eines Busses oder Rings aufgebaut. Dabei haben alle angeschlossenen Endgeräte direkten Zugriff auf ein gemeinsam genutztes Übertragungsmedium (engl. *shared medium*). Nachrichten werden vom Sender technisch gesehen im Rundruf (engl. *broadcast*) auf das Medium übertragen und können von allen Teilnehmern emp-

fangen werden. Der Empfänger der Nachricht <sup>1</sup> wird in Form einer (Gruppen-)Adresse im Kopf der Nachricht mitgeführt. Nur die Endgeräte, die durch diese Adresse angesprochen werden, verarbeiten die Nachricht auch.

In modernen LANs wird der Bus durch eine sternförmige Topologie ersetzt, bei der ein vermittelnder Knoten (engl. *Switch*) als Koppellement dient. Sind die Endgeräte direkt an ihn angeschlossen, werden die Nachrichten nur auf den bzw. die jeweiligen Ausgänge übertragen, so dass im Gegensatz zum Shared Medium nur die gewünschten Empfänger die Nachricht empfangen und verarbeiten können. Die Aufgabe des Switches besteht hauptsächlich in der Erkennung einer Zieladresse und deren Zuordnung zu den Ausgängen. Dabei können die Switches anhand der Herkunftsadresse eingehender Nachrichten lernen, welcher Empfänger über welchen Ausgang erreichbar ist.

Falls Switches zur hierarchischen Koppelung mehrerer LANs verwendet werden, bzw. aus Gründen der Ausfallsicherheit parallel geschaltet werden, wird die Zustellung der Nachrichten kaum komplizierter. Da in einem LAN immer nur ein einziger Weg zwischen zwei beliebigen Endgeräten existieren darf, wird ein sogenanntes Spanning Tree Protocol (STP) verwendet, um die Existenz von Schleifen zu verhindern [78]. Dazu wird dynamisch ein sogenannter Root Switch als Wurzel einer schleifenfreien Baumstruktur gewählt. Mit Hilfe von Bridge Protocol Data Units (BPDUs) tauschen die Switches Informationen über die Kosten<sup>2</sup> der Pfade aus, und entscheiden damit, welche Ausgänge aktiviert bzw. deaktiviert werden müssen, um den Baum aufzubauen. Die Endgeräte senden die Nachrichten wie üblich aus. Befindet sich der Empfänger im gleichen Subnetz, wird die Nachricht automatisch empfangen. Der am Sendersubnetz angeschlossene Switch empfängt die Nachricht ebenfalls automatisch. Er kennt den einzig richtigen Ausgang für einen bestimmten Empfänger und sendet über ihn die Nachricht weiter. Befindet sich der Empfänger hingegen nicht im nächsten Subnetz, so wird die Nachricht sukzessive entlang des Baums weitergeleitet. Mit [80] steht noch ein weiteres STP zur Verfügung (Rapid Spanning Tree Protocol, RSTP), das schneller auf Änderungen in der Topologie reagiert.

In solchen einfachen Netzen ist es nicht notwendig, den Weg vom Sender zum Empfänger algorithmisch zu bestimmen, da alle Nachrichten entsprechend der eingerichteten Struktur automatisch ihr Ziel erreichen. Aufgrund der zur Schleifenvermeidung aufgebauten Baumstruktur ist dies jedoch nicht immer der kürzeste Weg (s. Abbildung 2.1): Nachrichten aus Netz B können nicht direkt nach Netz C übertragen werden, sondern müssen den Weg über Netz A nehmen. Da LANs jedoch i. d. R. sehr klein sind, ist dies nicht weiter von Nachteil. Beispiele für Netztechnologien, bei denen dieses Verfahren ausreicht, sind IEEE 802.3 (Ethernet) [81] und IEEE 802.5 (Token Ring) [79].

---

<sup>1</sup>Empfänger können entweder ein einzelnes Endgerät, eine Gruppe von Endgeräten oder alle Endgeräte sein

<sup>2</sup>Kosten können reale Eigenschaften eines Verbindungsabschnitts, wie Laufzeit oder Verfügbarkeit sein, sie können aber auch administrativ festgelegt werden, um die Wahrscheinlichkeit für die Auswahl eines Abschnitts zu erhöhen bzw. zu verringern

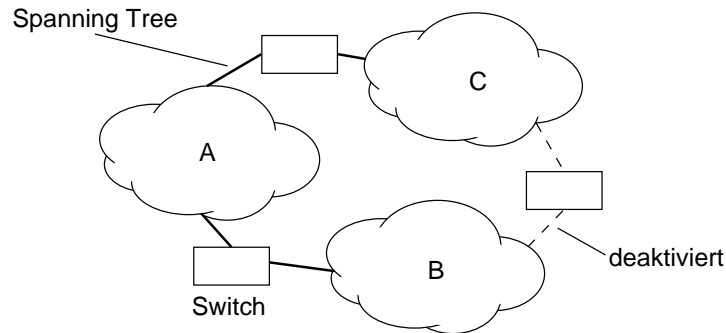


Abbildung 2.1: Beispiel für ein STP

## 2.2.2 Netze mit Verkehrslenkung

Abgesehen von ihren physikalischen Beschränkungen (räumliche Ausdehnung) skalieren die in Abschnitt 2.2.1 genannten LANs aufgrund ihrer Einfachheit schlecht. Um größere Netze aufzubauen, werden deshalb LANs über Zwischennetze gekoppelt. Die Technologien, die in diesen Netzen eingesetzt werden, sind dabei für die nachfolgende Betrachtung nicht von Interesse. Bei kleiner Ausdehnung wird heute hauptsächlich FastEthernet oder Gigabit-Ethernet verwendet, für mittlere Distanzen eignet sich z. B. FDDI oder Gigabit-Ethernet und für Weitverkehrsnetze kann ATM oder Frame Relay eingesetzt werden. Als Koppellemente werden Router verwendet, die zu aufwändigeren Verfahren der Wegesuche in der Lage sind.

Durch die Koppelung der LANs über Router besteht keine direkte Schicht-2-Konnektivität mehr zwischen Endteilnehmern einer Kommunikationsbeziehung. Es hilft auch nicht, die Knoten der Zwischennetze vollständig zu vermaschen (was wegen der großen Kosten i. d. R. nicht der Fall ist) — zum Erreichen des Ziels müssen auf jeden Fall mindestens drei Netze (Netz des Teilnehmers A, Zwischennetz und Netz des Teilnehmers B) durchquert werden. Da die Zwischennetze meist mehrere LANs verbinden, kann es vorkommen, dass alternative Pfade zwischen zwei Knoten bestehen. Diese Redundanz wird zum einen aus Gründen der Ausfallsicherheit gewünscht, zum anderen kann damit der Verkehr in Hochlastphasen auf mehrere Pfade verteilt werden, so dass es auf keinem Abschnitt zu einer Überlast und damit verbundenem Paketverlust kommt.

Somit gibt es weder direkte Wege noch einen einzigen Pfad zwischen zwei Endteilnehmern und es muss ein Verfahren eingesetzt werden, mit dessen Hilfe entschieden werden kann, wie der Weg einer Nachricht von ihrem Sender zu ihrem Empfänger gewählt wird. Dieses Verfahren nennt man Verkehrslenkung. Verkehrslenkung ist sowohl in verbindungsorientierten (engl. *connection-oriented*) als auch in verbindungslosen (engl. *connectionless*) Netzen erforderlich.

### 2.2.2.1 Verkehrslenkung in verbindungsorientierten Netzen

In verbindungsorientierten Netzen gliedert sich die Kommunikation in drei Phasen [63]:

- 1.) **Verbindungsaufbau:** In dieser Phase wird mit Hilfe von Signalisier Nachrichten ein virtueller Kanal zwischen Sender und Empfänger aufgebaut. Dabei wird ein bestimmter Pfad festgelegt und eventuell werden auf diesem Ressourcen reserviert. Für die Weiterleitung der Signalisier Nachrichten muss der Pfad zwischen den Teilnehmern einmalig ermittelt werden. Die Güte dieser Auswahl entscheidet maßgeblich über die Güte der Datenverbindung, da deren Nachrichten später den gleichen gewählten Weg nehmen.
- 2.) **Datenübertragung:** Während dieser Phase findet der Austausch von Informationen statt. Da der Kanal bereits festgelegt wurde, muss für diese Nachrichten nicht jedes Mal der Pfad neu ermittelt werden. Die Nachrichten werden in den Vermittlungsknoten anhand von Kennungen (z. B. der Kanalkennung) im Kopf weitergeleitet.
- 3.) **Verbindungsabbau:** Beim Verbindungsaufbau zugeordnete Ressourcen werden wieder freigegeben, die Weiterleitungsinformationen werden gelöscht. Die für den Abbau zuständigen Nachrichten können jedoch noch den gewählten Pfad benutzen.

Eine Wegesuche muss somit nur beim Aufbau einer Verbindung stattfinden. Moderne Vermittlungsknoten bieten die Möglichkeit, Pfade zu speichern (engl. *route caching*), so dass für einen gleichartigen Verbindungswunsch auf vorher berechnete Daten zurückgegriffen werden kann.

### 2.2.2.2 Verkehrslenkung in verbindungslosen Netzen

In verbindungslosen Netzen entfallen die erste und dritte Phase einer Kommunikation. Alle Nachrichten einer Kommunikationsbeziehung werden einzeln durch das Netz transportiert. Dabei wird in jedem Knoten die Zieladresse der Nachricht ausgelesen und daraus der weitere Weg ermittelt. Auch wenn moderne Vermittlungsknoten auch hier mit gespeicherten Vorausberechnungen arbeiten, ist der Aufwand für die Weiterleitung größer. Obwohl es im einfachsten Fall genügt, aus einer Tabelle den zu einer Kennung gehörigen Ausgang zu entnehmen, ist dies in IP-Netzen aufgrund des sog. klassenlosen Routings (engl. *Classless Inter-Domain Routing, CIDR*) nicht ganz so einfach. Bei CIDR stehen nur Adresspräfixe in den Tabellen und so muss zuerst der Eintrag in der Tabelle gefunden werden, dessen Präfix am besten zu der Zieladresse der Nachricht passt, dann erst ist der passende Ausgang bekannt. Auf der anderen Seite ermöglicht dieses Verfahren eine weit größere Flexibilität im Umgang mit Last- oder Topologieveränderungen. Nachrichten können während einer bestehenden Kommunikationsbeziehung problemlos auf einen anderen Pfad umgeleitet werden, wenn die äußeren Umstände dies erfordern oder wenn der Nutzer ein anderes Ziel anspricht (z. B. beim Websurfen).

### 2.2.2.3 Auswahlkriterien für die Verkehrslenkung

Die Auswahl des günstigsten Wegs durch ein Netz kann unter verschiedenen Gesichtspunkten betrieben werden. Momentan ist das meistgewählte Kriterium für die Wegesuche die Minimierung der Anzahl an Verbindungsabschnitten des Gesamtpfads, d. h. die Suche nach dem kürzesten Pfad (engl.

*shortest path*). Dabei wird die Belegung von Ressourcen bezüglich des Gesamtnetzes minimiert, da nur auf einer Mindestzahl von Verbindungsabschnitten Kapazität benötigt wird.

Falls die Laufzeit der Nachrichten das Optimierungskriterium ist, ist dieses Verfahren u. U. nicht brauchbar. Die Auswahl des kürzesten Pfads führt möglicherweise zu einer ungleichen Lastverteilung im Netz, so dass einige Knoten sehr stark belastet werden (engl. *hot spots*). Die Bearbeitungs- und Wartezeit in einem Knoten kann dann die Laufzeit auf den Verbindungsabschnitten so weit übersteigen, dass es sinnvoll wäre, einen etwas längeren Weg über weniger belastete Knoten zu wählen und auf diese Weise kürzere Laufzeiten zu erzielen. Durch diese Auswahl werden allerdings insgesamt mehr Ressourcen belegt.

Daneben kann es wünschenswert sein, ein Netz möglichst gleichmäßig auszulasten. Für den Netzbetreiber ist dies von Vorteil, da er die vorhandenen Ressourcen ausnutzen und zu hohe Belastung an einigen Stellen vermeiden kann, die einen (kostspieligen) Ausbau erfordern, während andere Bereiche fast ungenutzt bleiben. Die Auswahl der Pfade erfolgt in diesem Fall unter dem Gesichtspunkt der Lastverteilung (engl. *load balancing*). Für den Anwender bringt es den Vorteil, dass die Knoten weniger belastet sind und es dort zu geringeren Verzögerungen kommt. Ob sich die Gesamtverzögerung aufgrund längerer Wege jedoch erhöht, hängt von verschiedenen Bedingungen ab.

Neben den Verfahren, die nur ein einziges Kriterium für die Bestimmung des Pfads verwenden, gibt es welche, die den Pfad anhand mehrerer Kriterien bestimmen. Ist z. B. für eine Videoanwendung eine minimale Kapazität der Verbindungsabschnitte vorausgesetzt, so können zuerst alle Pfade bestimmt werden, die dieser Bedingung genügen. Aus diesen Pfaden kann der mit der geringsten Anzahl an Verbindungsabschnitten herausgesucht werden. Obwohl dies weder der Pfad mit der größten Kapazität, noch der kürzeste Pfad sein muss, ist er für die Anwendung geeignet und hinsichtlich der Kriterienkombination das Optimum. Kombinierte Verfahren haben den Nachteil, dass die Bestimmung der Pfade teilweise nicht mehr in polynomialer Zeit durchführbar ist. Stattdessen steigt die benötigte Zeit exponentiell an, es handelt sich also um NP-vollständige (engl. *np-complete*) Probleme. Eine sehr gute Übersicht und Bewertung der verschiedenen Verfahren findet sich in [22].

Um wie oben beschrieben einen geeigneten Pfad zu bestimmen, benötigt man jedoch zuerst Informationen über den Netzzustand. Darüber hinaus werden manchmal mehrere gleich gute Pfade gefunden, so dass eine Entscheidung getroffen werden muss, welcher zu verwenden ist. Somit setzt sich der gesamte Komplex der Verkehrslenkung aus drei Komponenten zusammen, die unterschiedliche Aufgaben erfüllen:

- 1.) **Verkehrslenkungsprotokoll:** Sofern die Bestimmung der Pfade nicht einmalig ist, außerhalb des Netzes stattfindet und den Knoten per Konfiguration vor Inbetriebnahme des Netzes mitgeteilt wird, benötigt man ein Verkehrslenkungsprotokoll (engl. *routing protocol*). Mit seiner Hilfe können neue Zustandsinformationen zwischen den Knoten ausgetauscht werden und damit haben die Knoten überhaupt erst das notwendige Wissen um eine Pfadbestimmung durchzuführen. Abschnitt 2.3 beschreibt die in IP-Netzen hauptsächlich verwendeten Protokolle.

- 2.) **Verkehrslenkungsalgorithmus:** Zur Bestimmung der möglichen Wege werden Verkehrslenkungsalgorithmen (engl. *routing algorithm*) verwendet, die aufgrund der Topologie sowie Informationen über den Zustand der Verbindungsabschnitte und Knoten die besten Wege berechnen. Dabei findet die Optimierung entsprechend einem der oben genannten oder einem anderen Ziel statt. Eine Übersicht über einige gebräuchliche Algorithmen findet sich in Abschnitt 2.4.
- 3.) **Wegeauswahl:** Unter Umständen werden für ein Sender-Empfänger-Paar verschiedene gleich gute Wege gefunden. Der im Abschnitt 2.5 beschriebenen Wegeauswahl (engl. *route selection*) obliegt es, für die Verbindung bzw. für ein einzelnes Paket den zum Zeitpunkt der Bestimmung sinnvollsten Weg auszuwählen.

## 2.3 Verkehrslenkungsprotokolle

Die Aufgabe eines Verkehrslenkungsprotokolls ist die Bestimmung und Verteilung der zur Wegesuche notwendigen Netzzustandsinformationen. Die eigentliche Wegesuche, d. h. die Pfadberechnung, gehört nicht dazu. Zum Protokoll gehört die Spezifikation der zu übertragenden Daten („welche Informationen senden?“), der Protokolldateneinheiten („die Informationen in welchem Format senden?“) und des Protokollablaufs („was wann senden?“). Das Verkehrslenkungsprotokoll hat Einfluss auf die Wegesuche, da nicht jedes Protokoll die für einen bestimmten Verkehrslenkungsalgorithmus benötigten Informationen überträgt, bzw. den zeitlichen Randbedingungen genügt.

Verkehrslenkungsprotokolle können in interne und externe Protokolle (engl. *interior and exterior routing protocols*) unterteilt werden. Interne Verkehrslenkungsprotokolle werden innerhalb einer Domäne (z. B. Abteilung, Firma, Netzbetreiber) verwendet und tauschen teilweise sehr viele Daten aus, um die Wegesuche so gut wie möglich zu gestalten. Externe Protokolle dienen dem Informationsaustausch zwischen Domänen. Da hier sehr große Datenmengen ausgetauscht würden und verschiedene Betreiber keine Details zu Netzinterna bekannt geben möchten, wird hier stark mit Aggregation gearbeitet. Aggregation von Netzinformationen ist nicht Thema dieser Arbeit, deshalb werden im Folgenden nur interne Verkehrslenkungsprotokolle betrachtet.

Die nächsten zwei Abschnitte befassen sich mit der zweiten wesentlichen Klassifizierung von Verkehrslenkungsprotokollen, der Unterteilung in Distanz-Vektor-Protokolle und Link-State-Protokolle. Dazu wird jeweils das Prinzip der Protokollfamilie erklärt, das am häufigsten eingesetzte Protokoll beschrieben und eine Übersicht über andere Protokolle der Familie gegeben.

### 2.3.1 Distanz-Vektor-Protokolle

Distanz-Vektor-Protokolle basieren darauf, dass jeder Knoten die Entfernung (engl. *distance*) zu allen anderen Knoten kennt sowie den Nachbarknoten, über den sie erreicht werden können (engl. *next hop*). Die Knoten besitzen bis auf den *next hop* und die Gesamtentfernung keine weiteren Informationen (z. B. Kapazität, Laufzeit) über den Pfad.

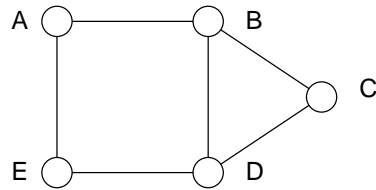


Abbildung 2.2: Beispielnetz für Verkehrslenkungsprotokolle

Anhand von Abb. 2.2 soll gezeigt werden, wie sich die Datenbank von Knoten A schrittweise aufbaut, bis dort Informationen über die Wege zu allen Knoten vorhanden sind. Für die anderen Knoten geschieht der Datenbankaufbau analog. Beim Start besitzt A folgenden Datenbankinhalt:

Von A nach	nächster Knoten	Kosten
A	A	0

Tabelle 2.1: Datenbank von Knoten A zu Beginn

A verteilt diese Information an die Nachbarn B und E. Diese verfahren ebenso und A erhält jeweils eine Nachricht von B und E, in denen diese ihre Existenz und ihre Entfernung zu sich selbst (0) angeben. In A werden die Kosten der Verbindungsabschnitte, d. h. die Entfernung 1, zu den erhaltenen Informationen hinzugezählt und man erhält somit folgende Datenbank:

Von A nach	nächster Knoten	Kosten
A	A	0
B	B	1
E	E	1

Tabelle 2.2: Datenbank von Knoten A nach dem ersten Schritt

Gleichzeitig haben B und E Informationen von C und D erhalten und leiten sie im nächsten Schritt an A weiter. A erhält von B eine Nachricht, die C und D mit einer Entfernung von 1 zu B bekannt gibt sowie eine Nachricht von E, die D mit einer Entfernung von 1 zu E bekannt gibt. Welcher Knoten von A als *next hop* für D ausgewählt wird, kann nur schwer vorausgesagt werden, da in der Realität keine zwei Nachrichten exakt gleichzeitig ankommen. Die Datenbank ist nach Schritt 2 im Prinzip fertig (s. Tab. 2.3).

Der Datenaustausch ist allerdings noch nicht abgeschlossen, da E erst jetzt von C erfahren hat. Ebenso weiß A noch nicht, dass E schon über C informiert ist, da die entsprechende Nachricht von B kam. A berechnet also aus der Nachricht von E, die die Entfernung zu C mit 2 angibt, eine Gesamtentfernung von 3. Dies ist mehr als in der Datenbank steht, die Information wird verworfen. Da E die Information zu C bereits über D erfuhr, wird die Nachricht von A verworfen. Jetzt ist der Vorgang vollständig abgeschlossen. Weitere Nachrichten werden regelmäßig zur Bestätigung des Zustands und bei Änderungen der Topologie ausgetauscht.



Von A nach	nächster Knoten	Kosten
A	A	0
B	B	1
E	E	1
C	B	2
D	B	2

Tabelle 2.3: Fertige Datenbank von Knoten A

**Änderungen an der Topologie:** Wird ein neuer Knoten hinzugefügt, verteilt er seine eigenen Information an die Nachbarn, die sie wiederum weiter senden.

Fällt ein Verbindungsabschnitt aus, senden die Knoten, die über ihn verbunden sind, die Information an ihre Nachbarn. Diese löschen die Erreichbarkeitsinformation aus der Datenbank und informieren ihre Nachbarn. Falls Knoten nicht vollständig isoliert werden, sind stets andere Knoten mit ihnen verbunden und besitzen Informationen mit denen die Erreichbarkeit neu berechnet werden kann. Teilweise basieren Erreichbarkeitsinformationen jedoch gerade auf dem ausgefallenen Verbindungsabschnitt und durch ihre Verwendung kann es zu Schleifen kommen [51], dem sog. Bouncing-Effekt. Diese Schleifen lösen sich mit der Zeit, es kann jedoch relativ lange dauern bis es zu einer Konvergenz auf die tatsächlichen Pfadkosten kommt.

**Count-to-Infinity-Problem:** Die Zeitpunkte an denen eine Aktualisierung der Datenbank stattfindet, sind bei Distanz-Vektor-Protokollen kritisch. Wird ein Teil des Netzes komplett isoliert und liegen die Aktualisierungszeitpunkte der Knoten ungünstig zueinander, können die Kosten für den nicht mehr erreichbaren Teil langsam gegen Unendlich steigen. Dies wird durch die Einführung einer Obergrenze für die Kosten verhindert (größer als maximale Pfadlänge im Netz).

**Split Horizon:** Um die Schleifenbildung zu verhindern, wird der *Split Horizon* eingeführt. Informationen werden nur an die Nachbarn weitergegeben, von denen die Nachricht nicht erhalten wurde. Eine stärkere Version des Split Horizons ist der *Split Horizon with Poisonous Reverse*. Dabei werden alle Informationen übertragen, aber die Entfernung zum Ziel wird auf Unendlich gesetzt, wenn die Nachricht auf dem zum Ziel führenden Pfad übertragen wird. Leider lassen sich auch damit nicht alle Schleifenprobleme verhindern [51].

**Triggered Updates:** Die Zeitpunkte der Informationsaktualisierung sind schwierig zu bestimmen. Zu häufige Aktualisierung führt zu einer höheren Belastung des Netzes, zu seltene führt zu veralteten oder komplett gelöschten Datenbanken. Viele Distanz-Vektor-Protokolle verwenden Timer, nach deren Ablauf eine Information vom Ursprungsknoten aus erneut versendet wird. Um für mehr Stabilität zu sorgen, löschen sie Informationen erst nach einem Vielfachen dieses Intervalls. Größtmög-

liche Aktualität wird erzielt, indem wichtige Änderungen auch vor Ablauf des Intervalls übertragen werden können (engl. *triggered updates*).

**Algorithmus:** Distanz-Vektor-Protokolle basieren auf dem Bellman-Ford-Algorithmus, so genannt nach einem Verfahren zur Berechnung des kürzesten Pfads durch Bellman [10] und seiner ersten Beschreibung als verteiltem Algorithmus durch Ford und Fulkerson [39].

### 2.3.1.1 Routing Information Protocol

Das *Routing Information Protocol* (RIP) ist das weitverbreitetste Distanz-Vektor-Protokoll. Es wurde zur Verwendung innerhalb eines autonomen Systems (d. h. eines eigenständig verwalteten Netzes) entworfen. Wegen seiner Nachteile sollte es nur noch in kleinen Netzen eingesetzt werden.

RIP verwendet die Anzahl der Verbindungsabschnitte als Metrik für die Pfadkosten. Die maximale Pfadlänge ist dabei  $P_{L_{\max}} = 15$ . Der Wert 16 gilt als unendlich, um z. B. einen *Count-to-Infinity* zu verhindern. RIP-Pakete verwenden das auf IP basierende User Datagram Protocol (UDP). Das normale Intervall zwischen zwei Aktualisierungen beträgt 30 s, wird eine Information nicht innerhalb von 180 s aktualisiert, löschen sie die Knoten aus ihren Datenbanken (s. *Triggered Updates*).

Normalerweise werden RIP-Pakete als Broadcast an die Nachbarknoten versendet (Ausnahme *Split Horizon*). Sie enthalten u. a. die Zieladresse, die Metrik für dieses Ziel und die Adresse des *next hops*, vom Absender aus. Aus diesen Angaben berechnet der Empfänger seinen eigenen Routingeintrag und prüft, ob es sich um eine neue oder zu aktualisierende Information handelt. Wenn nötig werden die Informationen an die Nachbarknoten weitergegeben.

Aufgrund einiger Unzulänglichkeiten von RIP wurde eine Version 2 spezifiziert [65, 66], die Routing in Subnetzen erlaubt, Methoden zur Authentifizierung einführt und Multicasting anstelle von Broadcasting bei der Verteilung der Informationen verwendet.

### 2.3.1.2 Andere Distanz-Vektor-Protokolle

Das *Gateway to Gateway Protocol* (GGP) als Vorläufer von RIP hat heute keine Bedeutung mehr, da es nur 256 verschiedene Subnetze unterscheiden kann. Die Weitergabe von Informationen erfolgt durch Polling und alle Informationen werden explizit bestätigt, da die Netze zur Zeit der Entstehung nicht zuverlässig genug waren.

Das *Interior Gateway Routing Protocol* (IGRP) [93] wurde als proprietäres Protokoll Mitte der 80er Jahre von der Firma Cisco entwickelt. Im Gegensatz zu RIP verwendet IGRP nicht nur die Distanz, sondern einen aus Verzögerung, Kapazität, Zuverlässigkeit und Last zusammengesetzten Wert als Metrik. Der Administrator kann eine Gewichtung vornehmen, um seine Verkehrslenkungsziele besser zu erreichen. IGRP erlaubt zusätzlich die Wahl mehrerer Pfade für eine Kommunikationsbeziehung, so dass bei Ausfällen ein einfaches Umschalten des Pfads möglich ist. IGRP verwendet ebenfalls *Split Horizon* und *Triggered Updates*, um Schleifenbildung zu verhindern.

Anfang der 90er-Jahre entwickelte Cisco das *Enhanced Interior Gateway Routing Protocol (EIGRP)* als Fortführung von IGRP. Die wesentlichen Unterschiede sind eine verbesserte Erkennung und Vermeidung von Schleifen sowie eine geringere Netzbelastung durch Teilaktualisierungen anstelle von vollständiger Übermittlung aller Informationen zwischen den Knoten.

Ein weiteres Distanz-Vektor-Protokoll ist das *Hello Protocol* [72], das Anfang der 80er-Jahre entwickelt wurde. Es basiert stark auf synchronisierten Uhren und die Distanz zwischen Knoten wird über Zeitunterschiede berechnet. In stark verteilten Netzen mit unsynchronisierten Uhren ist das Protokoll jedoch nicht verwendbar.

### 2.3.2 Link-State-Protokolle

Link-State-Protokolle heißen so, weil sie die Informationen über den Zustand der einzelnen Verbindungsabschnitte verteilen. Informationen über einen Verbindungsabschnitt werden von seinen Endknoten an die Nachbarknoten weitergegeben. Diese senden die Information dann wieder an ihre Nachbarknoten usw. Erhält ein Knoten eine Information die er bereits besitzt, gibt er sie nicht mehr weiter. Ebenso werden Nachrichten nicht an ihren Absender zurückgeschickt. Auf diese Weise konvergiert das sog. *Flooding* in einigen Fällen schneller als bei Distanz-Vektor-Protokollen.

Als Ergebnis des Flooding erhält jeder Knoten eine Datenbank mit Informationen zu allen Verbindungsabschnitten im Netz. Jeder Eintrag beschreibt exakt einen Verbindungsabschnitt. Dabei wird nicht nur seine Länge bekanntgegeben, i. d. R. werden auch weitere Informationen, wie z. B. verfügbare Kapazität (eventuell je Verkehrsklasse), Gewicht, Paketverlustwahrscheinlichkeit usw. verteilt. Signifikante Änderungen oder der Ausfall eines Verbindungsabschnitts werden sofort an alle Knoten verteilt, so dass ständig in jeder Datenbank ein aktuelles Abbild des Netzes vorhanden ist.

Verwendet man wieder das Beispielnetz aus Abb. 2.2, so erhält man z. B. für Knoten A die in Tab. 2.4 gezeigte Datenbank.

Fallen Verbindungsabschnitte aus und entstehen zwei Teilnetze, werden mit der Zeit die Informationen über das jeweils andere Netz gelöscht und Änderungen dort werden nicht mehr erkannt. Werden die Teilnetze wieder verbunden, muss zuerst ein vollständiger Abgleich der Datenbanken stattfinden, damit wieder in allen Knoten eine einheitliche Sicht auf das Netz vorhanden ist.

Während bei Distanz-Vektor-Protokollen durch das Protokoll gleich der kürzeste Weg zu jedem Ziel bekannt ist, müssen Knoten die ein Link-State-Protokoll verwenden, den besten Pfad jeweils selbst bestimmen. Da mehr Parameter vorliegen, kann je nach Anforderung ein geeigneter Algorithmus für die Wegesuche verwendet werden. Link-State-Protokolle werden auch Shortest-Path-First-Protokolle genannt [51], da sie häufig den Shortest-Path-First-Routingalgorithmus (*SPF-Routingalgorithmus*) nach Dijkstra [31] verwenden (s. Abschnitt 2.4.1).

Da für diese Arbeit nur Link-State-Protokolle betrachtet werden, sind hier die wesentlichen Vorteile zusammengefasst:

Von	Nach	Kapazität	Gewicht
A	B	100	1
A	E	140	3
B	A	100	2
B	D	90	1
B	C	140	3
C	B	120	2
C	D	50	1
D	B	100	1
D	C	110	2
D	E	150	3
E	A	100	2
E	D	60	1

Tabelle 2.4: Beispieldatenbank von Knoten A bei einem Link-State-Protokoll

- Schnelle, schleifenfreie Konvergenz
- Unterstützung mehrerer, unterschiedlicher Metriken (z. B. Durchsatz, Verzögerung, Kosten)
- Berechnung unterschiedlicher Alternativpfade zu einem Ziel möglich, als Grundlage für Lastverteilung über verschiedene Pfade.

Auf der Basis von Link-State-Protokollen kann senderbasierte (engl. *source routing*), verteilte (engl. *distributed routing*) und hierarchische (engl. *hierarchical routing*) Verkehrslenkung durchgeführt werden. Beim *Source Routing* berechnet der Ursprungsknoten den kompletten Pfad durch das Netz und trägt die Folge der zu durchlaufenden Knoten im Paketkopf ein. Jeder nachfolgende Knoten sucht den nächsten Transitknoten aus dieser Liste aus. Damit wird eine schleifenfreie und nach den Kriterien des Ursprungsknotens sinnvolle Weiterleitung der Pakete garantiert. Es besteht jedoch die Gefahr, dass sich während der Übertragung der Netzzustand verändert. Dies wird bei der Weiterleitung des Pakets nicht berücksichtigt. Beim *Distributed Routing* bestimmt jeder Knoten unabhängig den nächsten Schritt. Zwar besteht hier die Gefahr der Schleifenbildung, dafür sind die Informationen, auf denen die Wegesuche basiert, in jedem Knoten sehr aktuell. Beim *hierarchischen Routing* schließlich, werden innerhalb des Netzes Gebiete gebildet, deren Zustandsinformationen nur in aggregierter Form an Knoten bzw. Gebiete außerhalb des jeweiligen Gebiets weitergeleitet werden. Damit ist für Knoten außerhalb eines solchen Gebietes keine exakte Wegewahl mehr möglich. Sie entscheiden sich nur noch für die Gebiete, durch welche ein Paket transportiert werden soll. Die detaillierte Entscheidung über den Pfad innerhalb eines Gebiets übernehmen dann die dortigen Knoten.

### 2.3.2.1 Open Shortest Path First, OSPF

Basierend auf dem SPF-Routingalgorithmus hat die IETF einen offenen Standard für ein Routingprotokoll entwickelt: *Open Shortest Path First* (OSPF) [75]. OSPF ist ein Link-State-Protokoll und

entspricht den oben aufgestellten Kriterien und Charakteristiken. Darüberhinaus hat OSPF noch folgende weiteren Fähigkeiten:

**OSPF-Protokolle:** OSPF besteht aus den Teilen *Hello*, *Exchange* und *Flooding*. *Hello* wird für die Erkennung des Zustands eines Verbindungsabschnitts sowie für die Wahl des ausgewählten Knotens benutzt (s. u.). *Exchange* dient dem Austausch der Knotendatenbank nach dem *Master-Slave-Prinzip*<sup>3</sup> sobald Nachbarknoten eine Beziehung aufgebaut haben (Synchronisierung). *Flooding* dient der Aktualisierung, d. h. der fortlaufenden Synchronisierung der Datenbanken (s. u.).

**Unterscheidung von Endsystemen und Knoten:** LANs, die als eigenes IP-Subnetz organisiert sind, werden als eine Einheit betrachtet. OSPF bildet die Laufzeiten innerhalb des LANs durch einen virtuellen Verbindungsabschnitt zwischen Knoten und Subnetz ab.

**Abbildung von Broadcast-Netzen auf einfache Netzstrukturen:** Über ein Broadcast-Netz verbundene Router verhalten sich als ob sie vollständig vermascht wären. Bei  $n$  Routern ergeben sich dabei  $n \cdot (n - 1)$  virtuelle unidirektionale Verbindungsabschnitte, die über OSPF mitgeteilt werden. Zudem gibt es einen ausgewählten Router (engl. *designated router*), über den die anderen Knoten ihre Informationen zentralisiert austauschen. Um die Netzdarstellung weiter zu vereinfachen, wird ein zentraler, virtueller Knoten eingerichtet, der sternförmig mit allen Knoten verbunden ist. Damit keine Kosten zwischen zwei Knoten eines Broadcast-Netzes entstehen, wird die Distanz zwischen einem Knoten und dem virtuellen Knoten zu Null gesetzt.

Flooding wird ebenfalls vereinfacht: Knoten senden ihre Aktualisierung über die sog. *all-designated-routers* Multicast-Adresse an den ausgewählten Knoten, dieser verwendet die *all-OSPF-routers* Multicast-Adresse, um die Nachricht an die Anderen weiterzuleiten. Im Falle eines Ausfalls des ausgewählten Knotens übernimmt ein Ersatzknoten unmittelbar dessen Funktion.

**Hierarchisches Routing:** OSPF erlaubt Netze in Teilbereiche (engl. *area*) aufzuspalten, die über ein Kernnetz (engl. *backbone*) verbunden werden. Die Teilnetze werden über Randknoten (engl. *border nodes*), die zum Teil- und zum Kernnetz gehören, verbunden. Informationen über die Teilnetze werden aggregiert und weitergeleitet. Entstehen durch Ausfall von Verbindungsabschnitten isolierte Bereiche, sind diese aufgrund der aggregierten Informationen für Knoten in anderen Teilnetzen nicht sichtbar. Sie senden weiterhin Pakete zu diesem Teilnetz über den ihnen nächsten Knoten, auch wenn das Ziel so nicht mehr erreichbar ist. Zur Vermeidung senden Randknoten keine Aggregation mehr über das gesamte Teilnetz, sondern nur noch über die Bereiche, die über sie selbst erreichbar sind. Bei Ausfällen von Verbindungsabschnitten im Kernnetz ist es möglich, virtuelle Verbindungsabschnitte zwischen den Kernnetz-knoten durch Teilnetze hindurch aufzubauen.

---

<sup>3</sup>Der Masterknoten beginnt seine Daten zu senden. Der Slave bestätigt den Erhalt und sendet dabei zugleich seine eigenen Daten. Beim ersten Austausch werden nur Beschreibungen der Datensätze ausgetauscht. Die kompletten Datensätze werden erst nach Abschluss des Datenbankabgleichs separat angefordert.

**Stub Areas:** Wenn ein Netz nur durch einen Verbindungsabschnitt an das Internet angeschlossen ist, wird in OSPF 2 für alle Ziele außerhalb des Netzes ein einziger Standardpfad verwendet.

**Alterung:** Werden Daten eine bestimmte Zeit nicht aktualisiert, werden sie aus der Datenbank entfernt. Dies muss per Flooding an die anderen Knoten mitgeteilt werden, damit die Synchronität gewährleistet bleibt. Die Alterung erfolgt hauptsächlich in Abhängigkeit von der Zeit. Bei OSPF wird als maximales Alter eine Stunde verwendet. Bei der Verwendung dynamischer Werte zur Zustandsbeschreibung eines Verbindungsabschnitts müssen diese also mindestens einmal pro Stunde aktualisiert werden.

**Dienstgüteparameter:** In [4] werden OSPF-Erweiterungen zur Unterstützung von dienstgütebasierter Wegesuche beschrieben. Dazu wird beschrieben, wie Parameter (z. B. verfügbare Kapazität, Verzögerung auf den Verbindungsabschnitten usw.) kodiert werden können, um innerhalb der vorhandenen OSPF-Strukturen neue Informationen bzw. Informationen, deren Wertebereich durch die Paketstruktur nicht mehr abgedeckt wird (z. B. GBit/s-Kapazitäten), unterzubringen.

### 2.3.2.2 Andere Link-State-Protokolle

Das *Intermediate System to Intermediate System*-Protokoll (IS-IS) ist neben OSPF das einzige Link-State-Protokoll, das eingesetzt wird. Es wurde von der International Standardization Organisation (ISO) im Rahmen der *Open System Interconnection*-Architektur (OSI) in den 80er-Jahren für verbindungslose Netze entwickelt [52]. Der Name vermittelt, dass es bei OSI in einem Netz nur *Systeme* gibt: Endgeräte (z. B. Rechner) werden als *End Systems* bezeichnet, Knoten als *Intermediate Systems*.

Die OSI-Architektur beinhaltet eine Unterteilung der Netze in Gebiete, die über ein Kernnetz verbunden sind. Auf diese Weise entsteht eine hierarchische Struktur mit zwei Ebenen. Die Knoten auf der Gebietsebene (Level 1) kümmern sich um die Verkehrslenkung in ihrem Gebiet, Knoten auf Level 2 kümmern sich um die Verkehrslenkung zwischen den Gebieten.

Um benachbarte IS-IS-Knoten zu entdecken, verwenden die Knoten ein *Hello*-Protokoll wie bei OSPF. Auf der Basis ihrer Informationen über einen Verbindungsabschnitt formen die Knoten Link-State-Pakete, die sie per Flooding weiterreichen. Aus diesen Informationen generieren die Knoten mittels des SPF-Algorithmus eine Baumstruktur mit den kürzesten Pfaden zu allen Zielen (engl. *Shortest-Path Tree, SPT*), die für die Verkehrslenkung verwendet wird. Als Metrik zur Berechnung der kürzesten Pfade wird für jeden Verbindungsabschnitt ein Gewicht festgelegt. Wie auch bei OSPF altern die Informationen und müssen regelmäßig erneuert werden. Für Broadcast-Netze kennt IS-IS das Prinzip der virtuellen Knoten, um diese einfach auf herkömmliche Netzstrukturen abzubilden.

Nachdem IS-IS zu Beginn nur für die OSI *Connectionless Network Protocol*-Netze (CLNP) gedacht war, wurde mit [20] ein RFC geschaffen, der das *Integrierte IS-IS* vorstellt, das als Verkehrslenkungsprotokoll sowohl für IP- als auch für OSI-Netze arbeiten kann. Im Wesentlichen werden

dabei den Paketen nur Informationen über Subnetze (die OSI nicht in der IP-Form kennt) und weitere Metriken hinzugefügt. Alle Knoten verbreiten das gesamte Informationspaket, werten aber nur die Daten aus, die für ihr Netz von Bedeutung sind.

### 2.3.3 Verkehrslenkungsprotokolle und Dienstgüte

Wie aus den Unterkapiteln 2.3.1 und 2.3.2 ersichtlich wird, eignen sich vor allem die Link-State-Protokolle für eine dienstgüteorientierte Verkehrslenkung. Ihre Fähigkeit unterschiedliche und vielfältige Informationen zu verteilen, den Knoten eine Gesamtsicht des Netzes zu vermitteln und sie somit die Bestimmung des Pfads selbstständig durchführen zu lassen, zeichnen sie vor den Distanz-Vektor-Verfahren aus. Aus diesem Grund wird für diese Arbeit lediglich die Familie der Link-State-Protokolle betrachtet. Ein sehr übersichtlicher Vergleich der einzelnen Protokolle und ihrer Dienstgüteunterstützung findet sich in [47].

## 2.4 Verkehrslenkungsalgorithmen

Sofern die Pfade zu einem bestimmten Ziel nicht statisch festgelegt werden oder über ein Distanz-Vektor-Protokoll direkt nach dem Austausch der Netzinformationen feststehen, d. h. wenn die Netzinformationen zuerst über ein Link-State-Protokoll den Knoten bekannt gemacht werden, muss mit Hilfe eines Verkehrslenkungsalgorithmus' auf der Basis dieser Informationen der beste Weg zum Ziel berechnet werden.

Verkehrslenkungsalgorithmen lassen sich nach mehreren Kriterien einteilen. Eine Möglichkeit ist die Unterscheidung in Algorithmen mit einer (engl. *basic routing problem*) oder mehreren Randbedingungen (engl. *composite routing problem*) [22]. In Abhängigkeit von den für die Wegesuche verwendeten Netzparametern gibt es vier Grundproblemarten:

- *Verbindungsabschnittsbezogen*: Für Parameter wie z. B. die verfügbare Kapazität eines Pfads, hängt die Brauchbarkeit des gesamten Pfads vom Verbindungsabschnitt mit dem schlechtesten Wert ab. Dafür gibt es zwei Ansätze:
  - *Verbindungsabschnittsoptimierung*: Der schlechteste Abschnitt muss möglichst gut sein. Der Ansatz ist immer dann anwendbar, wenn es nur darauf ankommt einen möglichst großen Anteil einer Ressource zu belegen.
  - *Verbindungsabschnittsbeschränkung*: Der schlechteste Abschnitt darf einen bestimmten Wert nicht unterschreiten. Dies ist z. B. notwendig, wenn ein Pfad für Echtzeit-Videoverkehr, bei dem der Decoder eine gewisse Mindestkapazität fordert, gesucht wird.
- *Pfadbezogen*: Dienstgüteparameter wie z. B. Verzögerung, Verzögerungsschwankung usw. werden entlang des ganzen Pfads kumulativ betrachtet. Hier ist nicht der Wert auf einem einzelnen

Verbindungsabschnitt relevant, sondern die „Summe“, wobei „Summe“ nicht für einfache Addition stehen muss. Auch hier gibt es wieder zwei Ansätze.

- *Pfadoptimierung*: Der Gesamtparameter muss möglichst klein sein. Dies schließt selbstverständlich nicht aus, dass auch eine Optimierung hinsichtlich einzelner Verbindungsabschnitte stattfindet. Es reicht aber, im Gegensatz zur Verbindungsabschnittsoptimierung, nicht aus, nur vereinzelt optimale Abschnitte auszuwählen.
- *Pfadbeschränkung*: Der Gesamtparameter muss eine bestimmte Bedingung erfüllen. Dies kann z. B. bei Sprachkommunikation notwendig sein, wo die Gesamtverzögerung einen bestimmten Wert nicht überschreiten darf.

Die Algorithmen mit mehreren Randbedingungen lassen sich aus den vier Grundverfahren zusammensetzen, wobei nicht alle Kombinationen sinnvoll sind. Für kombinierte Randbedingungen existieren teilweise integrierte Lösungsansätze, teilweise werden die Randbedingungen sequentiell aufgelöst. Dabei kann es vorkommen, dass kein durchgehender Pfad gefunden wird, d. h. unter den gegebenen Bedingungen liefert der Algorithmus kein Ergebnis.

Ein weiteres wichtiges Kriterium für die Auswahl eines Algorithmus ist seine Komplexität. Alle Grundprobleme haben eine polynomiale Komplexität, d. h. die Zeit für ihre Lösung hängt polynomial von der Anzahl der Knoten und Verbindungsabschnitte ab. Bei Problemen mit mehreren Randbedingungen trifft dies nicht immer zu. Zwei Klassen (pfadbeschränkt-pfadoptimiert und mehrfach-pfadbeschränkt) sind NP-vollständig, d. h. die Zeit für die Lösung hängt exponentiell von der Anzahl der Knoten und Verbindungsabschnitte ab [41]. Für die simulative Untersuchungen dieser Arbeit wird auf Algorithmen verzichtet, die NP-vollständig sind.

Schließlich können die Algorithmen noch nach den Netzparametern unterschieden werden, die für die Wegesuche verwendet werden: Pfadlänge, (administratives) Gewicht eines Verbindungsabschnitts, verfügbare Kapazität, Verzögerung, Verzögerungsschwankung und Paketverlustwahrscheinlichkeit. Diese Unterscheidung ist allerdings recht schwach, da viele Algorithmen bei leichter Anpassung mit verschiedenen Parametern arbeiten können. In den nächsten Abschnitten werden Algorithmen vorgestellt, deren Eignung für dienstgüteorientiertes Routing untersucht wurde.

### 2.4.1 Algorithmen mit einer Randbedingung

Der einfachste Algorithmus zur Wegesuche ist die Suche nach dem kürzesten Pfad. Die Länge des Pfads wird dabei entweder durch die Anzahl der Verbindungsabschnitte oder, wenn ein Administrator den Verbindungsabschnitten Gewichte zuweist, durch die Summe dieser Gewichte bestimmt. Das Verfahren ist jedoch mit wenigen Ausnahmen sehr statisch und Dienstgütegarantien oder lastabhängige Verkehrslenkung sind nicht zu erwarten. Es wird deshalb im Folgenden nur als Referenz verwendet, um die Güte der lastabhängigen Algorithmen im Vergleich dazu zu zeigen.



Wegen der Fokussierung auf die lastabhängigen Verfahren, werden hier nur Algorithmen vorgestellt, die die verfügbare Kapazität verwenden. Algorithmen, die zeitliche Randbedingungen, wie die kürzeste Verzögerung (engl. *minimum delay*) verwenden, werden hier nicht vorgestellt. Der Grund ist, dass in Netzen die Laufzeit von Paketen nur mit erhöhtem Messaufwand festgestellt werden kann (s. Abschnitt 3.2.2), worauf hier verzichtet werden soll. Eine weitere Gruppe von Algorithmen, die die Länge der Warteschlangen verwendet (woraus sich Rückschlüsse auf die Wartezeit als Teil der Gesamtverzögerung ziehen lassen), wird hier ebenfalls nicht betrachtet. Zu beiden Kategorien wurden bereits in [50] Untersuchungen angestellt.

Desweiteren wird nur auf optimierende Algorithmen, nicht auf Algorithmen, die lediglich Minimalanforderungen erfüllen, geachtet. Dies hängt vor allem damit zusammen, dass real existierende IP-Verkehrsquellen keine Aussage über ihren Kapazitätsbedarf machen können und in den aktuellen Netzen i. d. R. keine Signalisierprotokolle (wie z. B. RSVP) eingesetzt werden. Eine beschränkende Wegesuche nach Vorgaben, die nicht wirklich vorhanden sind, wäre nicht sinnvoll.

#### 2.4.1.1 Shortest Path First, SPF

Der SPF-Algorithmus arbeitet prinzipiell mit den Gewichten der Verbindungsabschnitte. Soll nur die Anzahl der Verbindungsabschnitte berücksichtigt werden, wird jedem Abschnitt das Gewicht 1 zugeordnet. SPF gehört zur Gruppe der pfadoptimierenden Algorithmen.

Zur Berechnung des kürzesten Pfades werden die Knoten in zwei Gruppen aufgeteilt: Die Gruppe  $\mathcal{E}$  der Knoten, für die die Entfernung zum Quellknoten endgültig feststeht und die restlichen Knoten  $\mathcal{R}$ . Darüber hinaus gibt es noch eine Liste  $\mathcal{O}$ , die eine nach Länge sortierte Liste möglicher Pfade enthält. Der Algorithmus arbeitet wie folgt:

- 1.)  $\mathcal{E}$  enthält nur den Startknoten  $S$ ,  $\mathcal{R}$  enthält alle anderen Knoten.  $\mathcal{O}$  enthält alle Pfade, die von  $S$  ausgehen und aus einem Verbindungsabschnitt bestehen. Die Pfade sind nach ihrem Gewicht aufsteigend sortiert.
- 2.) Wenn  $\mathcal{O}$  leer ist oder der kürzeste Pfad in  $\mathcal{O}$  ein unendlich großes Gewicht hat, sind alle in  $\mathcal{R}$  übrig gebliebenen Knoten unerreichbar und der Algorithmus wird beendet. Wenn  $\mathcal{R}$  leer ist, wird der Algorithmus ebenfalls beendet.
- 3.) Der kürzeste Pfad  $P$  in  $\mathcal{O}$  wird aus  $\mathcal{O}$  entfernt. Sei  $V$  der letzte Knoten in  $P$ . Wenn  $V$  bereits in  $\mathcal{E}$  enthalten ist, wird bei Schritt 2 fortgefahren. Ansonsten ist  $P$  der kürzeste Pfad nach  $V$ .  $V$  wird von  $\mathcal{R}$  nach  $\mathcal{E}$  verschoben.
- 4.) Durch Verknüpfung von  $P$  und allen Verbindungsabschnitten, die von  $V$  ausgehen, wird ein neuer Satz von Pfaden erzeugt. Das Gewicht ist die Summe des Gewichts von  $P$  und dem Gewicht des neuen Verbindungsabschnitts. Alle Pfade werden in  $\mathcal{O}$  einsortiert. Der Algorithmus wird bei Schritt 2 fortgeführt.

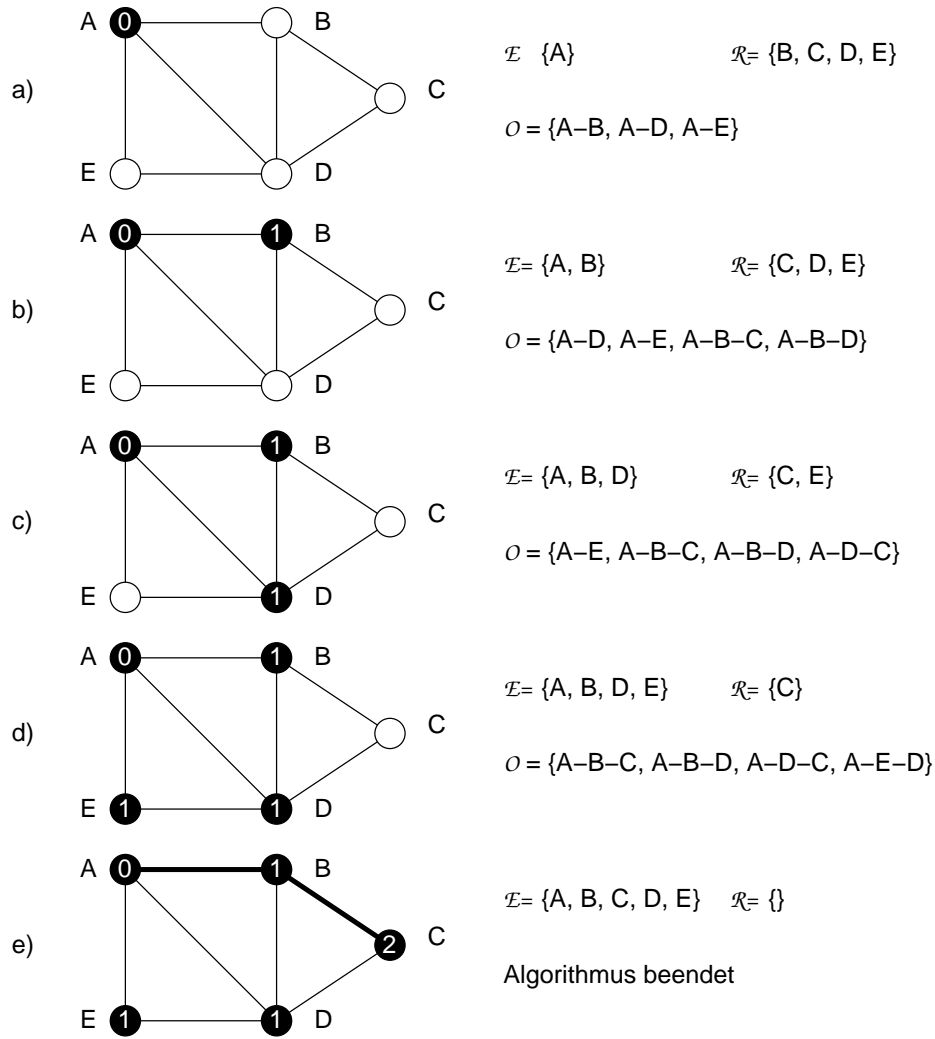


Abbildung 2.3: Shortest Path First-Algorithmus

Eine schnellere Variante, die nicht alle kürzesten Pfade von S zu allen anderen Knoten, sondern nur zu einem Zielknoten Z berechnet, bricht in Schritt 3 ab, wenn  $V = Z$  gilt. Abbildung 2.3 zeigt beispielhaft die Suche nach dem kürzesten Pfad zwischen den A und C. Knoten, deren Entfernung bereits gefunden wurde, werden schwarz dargestellt. Sind in  $\mathcal{O}$  mehrere Pfade gleicher Länge, so werden sie nach den Namen (Adressen, o. ä.) der Knoten sortiert.

### 2.4.1.2 Widest Path First

Der Pfad mit der größten freien Minimalkapazität (engl. *widest path first*, *WPF*) wird ähnlich berechnet wie der SPF. Dabei werden die Pfade aber nicht nach der Summe der Gewichte der Verbindungsabschnitte aufsteigend sortiert, sondern absteigend nach den Minima der freien Kapazität. In Abb. 2.4 ist der Suchablauf dargestellt. Die freie Kapazität ist jeweils angezeichnet. Das Ergebnis der Wegesuche unterscheidet sich von dem des SPF aufgrund der anderen Anforderung. Der WPF-

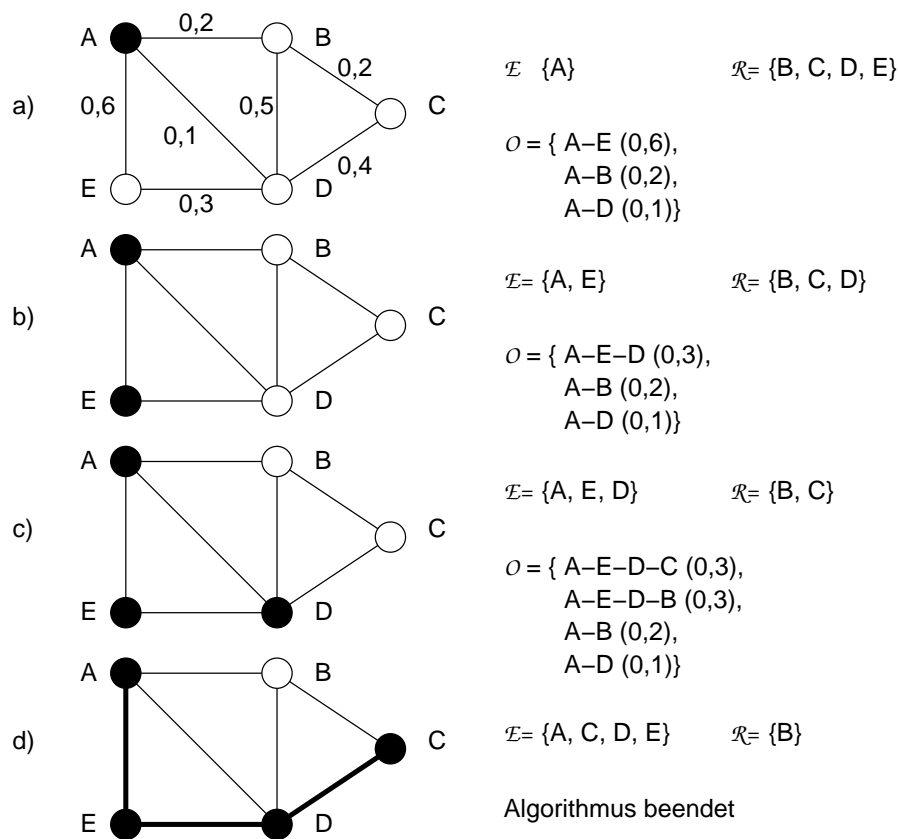


Abbildung 2.4: Widest Path First-Algorithmus

Algorithmus gehört zur Gruppe der verbindungsabschnittsoptimierenden Algorithmen, da für die Gesamtgüte eines Pfads nur sein bester Abschnitt (größte Minimalkapazität) berücksichtigt wird.

In der Realität tritt beim WPF-Algorithmus das Problem der Schleifenbildung auf. Zwar wird bei der Berechnung des Pfads vom Start- zum Zielknoten ein schleifenfreier Pfad gefunden, in aktuellen IP-Netzen wird jedoch in jedes Paket nur die Adresse des nächsten Knotens eingetragen. Bei der Ankunft, bestimmt dieser Knoten von sich ausgehend den weiteren Pfad zum Ziel. Durch eine veränderte Verkehrssituation bei Ankunft des Pakets und die i. d. R. unsymmetrische Last auf den Verbindungsabschnitten kann dies ein anderer, als der vom Startknoten berechnete sein. Der Pfad kann im Extremfall sogar wieder über den Startknoten führen. Ein solches Verhalten kann bei vielen verteilten Verkehrslenkungsverfahren auftreten. Beim SPF tritt es prinzipbedingt nicht auf, da der von jedem Transitknoten berechnete weitere Weg zum Ziel um mindestens einen Verbindungsabschnitt kürzer sein muss, als der des vorhergehenden Knotens.

Eine Möglichkeit dieses Problem zu umgehen, ist die senderbasierte Verkehrslenkung (s. Abschnitt 2.3.2). IP bietet dafür die Source-Route-Option an, bei der die Anzahl und Liste der Transitknoten im Paketkopf mitgeführt wird. Ein Feld, dessen Inhalt von jedem Transitknoten erhöht wird, zeigt auf den jeweils nächsten Knoten [26]. Ein Variante dieses Verfahrens wird auch vom PNNI-Protokoll für den Verbindungsaufbau in ATM-Netzen verwendet [102].

Das Verfahren hat den Vorteil einer beschleunigten Weiterleitung der Pakete. Die Transitknoten müssen den nächsten Knoten nicht selbst bestimmen, sondern entnehmen ihn direkt dem Paketkopf. Es ist nur zu überprüfen, ob die Weiterleitung über diesen Knoten möglich ist. In der Realität wird diese Option zur Zeit nicht genutzt. Ein Grund dafür ist, dass eine Ende-zu-Ende-Verkehrslenkung nicht möglich ist, da die einzelnen Netzbetreiber aufgrund der Intra-Netz-Verkehrslenkungsprotokolle nicht über ausreichend detaillierte Informationen der anderen Netze verfügen. Zudem möchte kein Netzbetreiber, dass andere Betreiber den Weg der Pakete durch sein eigenes Netz bestimmen. Obwohl das Verfahren innerhalb einer Domäne machbar wäre, wird zu Gunsten einer einheitlichen Lösung auch an dieser Stelle darauf verzichtet.

## 2.4.2 Algorithmen mit mehreren Randbedingungen

Die Komplexität von Algorithmen mit mehreren Randbedingungen kann NP-vollständig werden. Wegen der erhöhten Rechenzeit werden NP-vollständige Algorithmen im Folgenden ausgeschlossen.

Während bei den Algorithmen mit einer Randbedingung die beschränkenden ausgeschlossen wurden, ist dies hier nicht mehr möglich. Um den besten Weg nach beiden Randbedingungen zu finden, werden bei manchen Algorithmen zuerst Pfade gemäß der ersten Randbedingung gesucht und aus den besten davon gemäß der zweiten Randbedingung die endgültige Auswahl getroffen. Eine Einschränkung bezüglich der ersten Randbedingung findet somit durch die Festlegung der Grenze der „Besten“ statt. Da dennoch gilt, dass die Quellen keine Aussage über ihren Verkehr machen können, muss diese Grenze von außen über sinnvolle Werte festgelegt werden.

### 2.4.2.1 Widest-Shortest Path

Bei der einfachsten Form des Widest-Shortest-Path-Algorithmus [4] wird zuerst eine Liste der kürzesten Pfade bestimmt. Anschließend werden alle Pfade, die eine bestimmte Länge nicht überschreiten nach ihrem weitesten Verbindungsabschnitt sortiert. Der Pfad mit der höchsten Mindestkapazität wird dann verwendet. Der Schwerpunkt liegt auf kurzen Pfaden.

Die Rechenzeit dieses Verfahrens ist länger als beim SPF: Der SPF-Algorithmus darf nicht abgebrochen werden, sobald der kürzeste Pfad zum Zielknoten gefunden wurde, da sonst keine Alternativpfade zur Verfügung stehen. Statt dessen muss weiter gesucht werden bis alle Pfade bestimmt worden sind oder die Pfadlänge die gesetzte Maximallänge überschreitet. Es gibt jedoch andere Algorithmen, die deutlich schneller Ergebnisse liefern [36]. Es gibt aber auch einen Vorteil gegenüber dem reinen WPF-Algorithmus: Über den SPF-Algorithmus werden von vorneherein nur schleifenfreie Pfade für eine Kapazitätsbetrachtung bereitgestellt.

### 2.4.2.2 Shortest-Widest Path

Beim einfachsten Shortest-Widest-Path-Algorithmus wird mit dem WPF-Algorithmus eine Liste der Pfade mit der höchsten Minimalkapazität bestimmt. Dann werden alle Pfade, die eine bestimmte Minimalkapazität nicht unterschreiten nach der Länge sortiert. Der Pfad, mit der kleinsten Länge wird verwendet. Der Schwerpunkt des Algorithmus liegt auf Pfaden mit großer Mindestkapazität.

Die Rechenzeit des Verfahrens ist länger als beim WPF: Der WPF-Algorithmus darf nicht abgebrochen werden, sobald der weiteste Pfad zum Zielknoten gefunden wurde. Es stehen sonst keine Alternativpfade zur Verfügung. Statt dessen muss weiter gesucht werden bis alle Pfade bestimmt worden sind oder die Mindestkapazität die gesetzte Minimalkapazität unterschreitet. Auch hier sind schnellere Algorithmen vorhanden als das vollständige Absuchen über den WPF-Algorithmus. Auf der anderen Seite gibt es jedoch einen großen Zeitvorteil gegenüber dem reinen SPF-Algorithmus: Für die Bestimmung der Pfadlänge reicht es, die Anzahl der Knoten pro gefundenem Pfad abzuzählen, ein Algorithmus wie z. B. Dijkstra kommt gar nicht zur Anwendung.

Des Weiteren liefert der Shortest-Widest-Path-Algorithmus über die Suche nach dem kürzesten Pfad garantiert nur schleifenfreie Ergebnisse. Ein Beweis dazu findet sich in [106].

## 2.5 Wegeauswahl

Im vorigen Unterkapitel wurden die Algorithmen vorgestellt, die jeweils den besten Pfad berechnen. Dabei hat sich jedoch am Beispiel des SPF gezeigt, dass mehrere Pfade die gleiche Länge haben können: In Abb. 2.3 sind dies z. B. die Pfade A–B–C und A–D–C.

Unabhängig vom Suchkriterium kann es immer Pfade mit gleicher Güte geben. Die Wahrscheinlichkeit für gleich gute Pfade variiert jedoch mit dem Algorithmus und der Netztopologie:

- Ein Algorithmus, der nach Pfadlänge oder -gewicht berechnet, wird mit höherer Wahrscheinlichkeit gleich lange Pfade finden als ein Algorithmus, der die freie Kapazität verwendet, da die freie Kapazität durch ihre kontinuierliche Wertemenge eine größere Anzahl unterschiedlicher Werte annehmen kann als die Pfadlänge, für die nur diskrete Werte möglich sind.
- In einem minimal vermaschten und einem vollständig vermaschten Netz gibt es immer nur einen kürzesten Pfad. Für alle dazwischen liegenden Vermaschungsgrade steigt jedoch die Wahrscheinlichkeit für mehrere kürzeste Pfadalternativen bis zu einem bestimmten Vermaschungsgrad. Anschließend fällt die Wahrscheinlichkeit wieder ab. Mit der Wahrscheinlichkeit steigt und fällt auch die Anzahl der gleich kurzen Pfade.

Deshalb muss eine eindeutige Entscheidung aus der Menge möglicher Pfade getroffen werden.

In Abb. 2.3 wurde Pfad A–B–C ausgewählt, weil nach den Knoten mit den kleinsten Adressen sortiert wurde ( $C < D$ ). Es gibt aber unterschiedliche Verfahren, nach denen der Pfad für ein Paket ausgewählt werden kann.

- *Feste Auswahl*: Hierbei wird nach einer vorher festgelegten Regel ein Pfad ausgewählt. Dies kann der Pfad mit der kleinsten Adresse des nächsten Knotens sein, der zuerst gefundene Pfad, oder ähnliches.
- *Gewichtete Verteilung*: Die möglichen Pfade werden nach einem ihnen zugewiesenen Gewicht öfter oder seltener ausgewählt. Hierbei gibt es verschiedene Ansätze:
  - Die Pfade werden zufällig ausgewählt, wobei die Wahrscheinlichkeit  $p_i$  für die Auswahl eines Pfads von seiner Gewichtung abhängt.
  - Jeder Pfad  $i$  wird der Reihe nach  $n_i$  mal hintereinander ausgewählt, wobei diese Anzahl von seiner Gewichtung abhängt.
  - Jeder Pfad wird der Reihe nach einmal ausgewählt, bis er so oft ausgewählt wurde, wie es seiner Gewichtung entspricht. Er wird aus der Liste wählbarer Pfade entfernt und mit den übrig gebliebenen Pfaden wird entsprechend weiter verfahren. Nachdem alle Pfade entsprechend ihrer Gewichtung an der Reihe waren, beginnt der Zyklus erneut.
- *Round Robin*: Die möglichen Pfade werden der Reihe nach für jedes neu ankommende Paket ausgewählt. Nach Auswahl des letzten Pfads ist wieder der erste an der Reihe. Genaugenommen ist dies ein Spezialfall der gewichteten Verteilung mit  $n_i$ -maliger Auswahl, gleichem Gewicht und  $n_i = 1$ .
- *Zufällige Auswahl*: Aus einer Reihe  $n$  gleich guter Pfade wird zufällig bei jeder Paketankunft ein Pfad ausgewählt. Genaugenommen ist dies ein Spezialfall der gewichteten Verteilung mit zufälliger Auswahl. Das Gewicht jeden Pfads ist dabei gleich groß.

Bei Auswahlverfahren, die pro ankommendem Paket einen (potenziell) neuen Pfad wählen, besteht die Gefahr, dass es zu Reihenfolgevertauschungen kommt. Bei TCP-Verkehr wirkt sich dies auf den Durchsatz aus, bei UDP-Verkehr kommt es zu einem erhöhten Paketverlust, wenn sich Pakete dadurch verspäten und verworfen werden. Deshalb ist eine Zwischenspeicherung (engl. *caching*) der Pfade sinnvoll. Nachdem für ein bestimmtes Ziel ein Pfad berechnet und ausgewählt wurde, wird er in einem Zwischenspeicher abgelegt. Für nachfolgende Pakete zum gleichen Ziel wird lediglich der Pfad aus dem Zwischenspeicher abgerufen. Damit die Informationen im Zwischenspeicher nicht veralten, müssen sie regelmäßig aktualisiert werden. Möglichkeiten hierfür sind das Löschen eines Eintrags, falls er während eines festgelegten Zeitintervalls nicht abgerufen wurde oder falls durch das Wegesucheprotokoll neue Zustandsinformationen im Knoten ankommen.

## 2.6 Probleme bei der Verkehrslenkung

### 2.6.1 Oszillation zwischen Pfaden

In den vorigen Abschnitten wurden Verkehrslenkungsprotokolle und -algorithmen vorgestellt, die teilweise schon lange im Einsatz sind. Zwar gibt es umfangreiche Untersuchungen der Protokolle und Algorithmen, dennoch hat man sich erst Ende der 90er-Jahre im Zusammenhang mit dem massiv steigenden Internet-Verkehr Gedanken über ihr Zusammenspiel und Verhalten gemacht. Dabei wurde festgestellt, dass trotz funktionierender Verfahren, Fehlersituationen auftraten, die sich teilweise daraus ergaben, dass in verteilten Systemen nicht alle Informationen gleichzeitig an allen Orten vorliegen. Andere Fehlerursachen sind mangelhafte Konfiguration von Routern, temporäre Probleme auf Verbindungsabschnitten und fehlerhafte Software.

Der Begriff, der im Zusammenhang mit den meisten Problemen verwendet wird, lautet Instabilität (engl. *routing instability*). Eine der ersten Veröffentlichungen, die sich damit beschäftigte, ist [61]. Hier findet sich auch eine inoffizielle Definition von Instabilität als dem „schnellen Wechsel der Erreichbarkeits- und Topologieinformationen in einem Netz“.

Die Folge dieser Instabilitäten ist das alternierende Hin- und Herschalten eines Routers zwischen zwei Pfaden für Pakete einer Ende-zu-Ende-Beziehung (engl. *route flapping or route oscillation*). Eine sehr umfangreiche Betrachtung dazu findet sich in [85]. Die Folgen dieser Oszillationen sind zum einen erhöhte Blindlast durch Nachrichten der Verkehrslenkungsprotokolle, aber auch eine insgesamt erhöhte Last durch Pakete, die auf unnötige lange Pfade umgelenkt werden. In [35] wird präsentiert, dass ca. 16% des BGP-Verkehrs aufgrund von Oszillationen entsteht. Da die Oszillationen zudem fast immer zwischen einem normal langen und einem übermäßig langem Pfad geschehen, kommt es zu einer Mehrauslastung des Netzes von ca. 8%.

Es gibt einige Arbeiten, die Vorschläge machen, wie solche Oszillationen unterdrückt werden können, z. B. [8]. Allerdings bringt dies auch wieder Probleme mit sich, wie in [67] gezeigt wird: Erreichbarkeitsinformationen, die exakt einmal zurückgezogen und wieder bekannt gegeben wurden, können bis zu einer Stunde unterdrückt werden, wodurch in manchen Netzen die Konvergenz der Informationen signifikant behindert werden kann.

Die erwähnten Untersuchungen beziehen sich alle auf Verkehrslenkung zwischen Domänen und betrachten das externe Verkehrslenkungsprotokoll BGP [90]. In [83] wird aber ausdrücklich darauf hingewiesen, dass weniger Instabilitäten im Inter-Domänen-Bereich nicht für stabile Ende-zu-Ende-Verbindungen sorgen, da große Domänen signifikante interne Instabilitäten aufweisen können. Auf jeden Fall zeigen die Untersuchungen aber, dass die Stabilität von Pfaden sehr wichtig ist.

### 2.6.2 Vertauschen der Paketreihenfolge

Ein weiterer Effekt, der als Fehlerfall betrachtet wird und häufiger auftritt als vermutet, ist die Änderung der Paketreihenfolge [11]. Obwohl die Ursache für den Effekt immer darin liegt, dass einzelne Pakete unterschiedliche Wege nehmen, muss differenziert werden.

Die erste Möglichkeit für unterschiedliche Wege kommt daher, dass ein Verkehrslenkungsalgorithmus unterschiedliche Pfade für aufeinanderfolgende Pakete bestimmt. Ist der erste Pfad länger bzw. ist die Verzögerung auf ihm länger, so wird das nächste Paket zuerst am Ziel ankommen. Dies kann durch Messung leicht aufgedeckt und durch geeignete Wegewahl vermieden werden.

Sehr viel schwerer zu entdecken ist die Verwendung von paralleler Ausrüstung bei Netzbetreibern. Da es meist günstiger ist zwei Geräte zu kaufen als ein doppelt so schnelles, wird z. B. die Vermittlungskapazität durch Einsatz parallel betriebener Router erhöht. Selbst bei guter Lastverteilung kann es vorkommen, dass Pakete den einen Router zeitweise schneller verlassen können als den anderen. Eine Parallelität auf noch tieferer Ebene ist die parallele Abarbeitung von Paketen innerhalb eines einzigen Geräts. Auch hier kann es u. U. zu einem Überholvorgang kommen. Diese Ursachen werden im weiteren nicht betrachtet, da sie mit der Verkehrslenkung nichts zu tun haben.

Die Auswirkung des Problems ist vor allem bei TCP-Verkehr zu bemerken: TCP hat bei umfangreichen Vertauschungen Probleme sein Congestion Window zu vergrößern, was zu einem verringerten Durchsatz führt. Bei UDP-Echtzeitverkehr kann es sein, dass sich die Verlustwahrscheinlichkeit auf Anwendungsebene vergrößert, wenn die Vertauschung eine rechtzeitige Neusortierung beim Empfänger nicht mehr erlaubt.

### 2.6.3 Synchronisationseffekte

Ein weiteres Problem, das allerdings in dieser Arbeit nicht berücksichtigt werden soll, ist die Synchronisierung von Routingnachrichten. Bei der Dimensionierung der meisten Netze wird insgesamt von unsynchronisiertem Verkehr ausgegangen. Dies erlaubt es, mit statistischem Multiplexen zu arbeiten und so die einzusetzende Kapazität in Grenzen zu halten — ein unter finanziellen Gesichtspunkten für die meisten Betreiber wichtiger Aspekt. Kommt es jedoch zu einer Synchronisation, senden viele Quellen permanent gleichzeitig und es kommt zu einer Überlastung mit den daraus resultierenden Folgen: Verzögerung und eventuell Paketverlust. In [37] wird dargelegt, dass es im Internet zunehmend zu synchronisiertem Verkehr kommt und es werden Maßnahmen vorgestellt, die die Synchronisation von Verkehrslenkungsprotokollen aufbrechen.



# Kapitel 3

## Bestimmung von Netzparametern

### 3.1 Einführung

Bei der Beschreibung der Wegesucheprotokolle im vorigen Kapitel wurde offen gelassen, woher die zu verteilenden Informationen stammen. Einige von ihnen sind administrativer Natur, d. h. sie werden vom Netzbetreiber gesetzt. Andere müssen jedoch während des Betriebs bestimmt werden.

Am Beginn der Bestimmung steht die Messung, d. h. die unmittelbare Erfassung eines Netzparameters. Wie in den folgenden Abschnitten gezeigt wird, hängt das Messergebnis jedoch stark von der Messmethode und ihrer Parametrisierung ab. So führt die Länge des Messintervalls bereits zu einer deutlichen Veränderung der Messwerte. Dennoch werden in vielen Veröffentlichungen, in denen Messung eine Rolle spielt, weder die Messmethode noch ihre Parameter angegeben. Selbst dort, wo die Messung mit einem Filter, d. h. einer Glättung oder Abschätzung, kombiniert wird, ist häufig nur von Messung die Rede. Die Filter werden nicht genannt, bzw. ihre Parametrisierung verschwiegen.

Dieses Kapitel ist wie folgt organisiert: Zuerst wird eine Übersicht über die einzelnen, bestimm- baren Netzparameter gegeben. Danach wird eine Grobklassifizierung der Verarbeitungsschritte, die zur Bestimmung der Parameter dienen, aufgestellt. Es folgt eine Übersicht über passive und akti- ve Messverfahren. Da in dieser Arbeit nur passive Verfahren betrachtet werden, werden die aktiven Verfahren lediglich kurz vorgestellt. Der Schwerpunkt liegt im Weiteren auf der Beschreibung von Bestimmungsmethoden der Datenrate. Hierbei werden die verwendeten Mess- sowie die als Filter eingesetzten Glättungs- und Abschätzmethode detailliert beschrieben.

#### 3.1.1 Definition der Netzparameter

Netzparameter werden in zwei Klassen eingeteilt: Attribute (engl. *attributes*) und Metriken (engl. *metrics*). Ein Attribut ist eine inhärente Eigenschaft eines Objekts und für dieses Objekt isoliert zu betrachten. Eine Metrik ist ein mess- oder zählbarer Wert der über mehrere Objekte hinweg akkumu- liert werden kann.

In der Spezifikation für das ATM-Routingprotokoll PNNI [102] werden Attribute als einzeln zu betrachtende Werte für eine Wegesuche betrachtet. Ein Attribut eines Objekts entlang eines Pfads kann zum Ausschluss desselben führen. Ein Beispiel ist die verfügbare Kapazität, unterschreitet sie auf einem Verbindungsabschnitt den geforderten Wert, ist der Pfad nicht verwendbar. Metriken sind in [102] Parameter, bei denen entlang eines Pfads der kumulative Wert die entscheidende Rolle spielt. Ein typisches Beispiel dafür ist die Verzögerung, da für die Auswahl eines Pfads die Ende-zu-Ende-Verzögerung von Bedeutung ist.

Ob ein Parameter ein Attribut oder eine Metrik ist, hat nur auf die Behandlung durch den Wegesuchalgorithmus eine Auswirkung: Beim Attribut wird der minimale bzw. maximale Einzelwert entlang des Pfads über die Güte entscheiden, bei der Metrik i. d. R. die Summe der Einzelwerte.

Folgende Netzparameter werden unterschieden.

- *Kapazität eines Verbindungsabschnitts (Attribut)*: Die maximale Kapazität  $B$  beschreibt, welche Datenmenge über einen Verbindungsabschnitt in einem Zeitintervall übertragen werden kann. Die belegte bzw. freie Kapazität zeigt an, wieviel von der maximalen Kapazität nicht mehr bzw. immer noch zur Verfügung steht. Bei den in dieser Arbeit diskutierten Messungen stellt man genaugenommen nicht die belegte Kapazität, sondern die Datenrate fest. Beide sind jedoch hinsichtlich Zahlenwert und Einheit identisch. Im Weiteren wird deshalb statt von belegter Kapazität nur von Datenrate (oder kurz Rate) gesprochen. Ihre Basiseinheit ist bit/s. Die Verfahren zur Ratenmessung werden in Abschnitt 3.3 detailliert beschrieben.
- *Verlustwahrscheinlichkeit der Pakete (Metrik)*: Die Verlustwahrscheinlichkeit  $P_L$  (engl. *loss probability*) gibt die Wahrscheinlichkeit an, mit der ausgesendete Datenpakete aufgrund von Pufferüberläufen, Komponentenausfällen usw. nicht beim Empfänger ankommen. Die Verlustwahrscheinlichkeit hat keine Einheit. Mit ihr verwandt ist die *Verlustrate* (engl. *loss rate*), die in  $1/s$  angegeben wird und aussagt, wieviele Pakete pro Sekunde verloren gehen. Beide können relativ einfach über Reihenfolgennummern bestimmt werden. Dazu müssen aber i. d. R. Testpakete ausgesendet und statistisch ausgewertet werden. Einige Protokolle (z. B. TCP) bieten auf höheren Schichten ebenfalls die Möglichkeit der Verlusterkennung.
- *Gewicht eines Verbindungsabschnitts (Metrik)*: Das Gewicht  $w$  (engl. *weight*) ist ein administrativer Wert, der ausdrückt, mit welcher Priorität ein Verbindungsabschnitt genutzt werden soll. Es kann prinzipiell auch als Attribut verwendet werden, wenn der Wert zum Ausschluss einzelner Verbindungsabschnitte führen soll. In der Regel wird damit jedoch ein Gesamtgewicht eines Pfads bestimmt. Das Gewicht hat keine Einheit, es lässt sich nicht messen, sondern wird zugewiesen und ist in der Knotendatenbank abrufbar. Teilweise werden Gewichte jedoch dynamisch aus anderen Parametern gewonnen, um dem Lastzustand des Netzes entsprechend Verbindungsabschnitte zu bevorzugen bzw. zu benachteiligen.

- *Verzögerung (Metrik)*: Die Verzögerung  $\tau$  (engl. *delay*) setzt sich aus den reinen Laufzeiten auf den Verbindungsabschnitten  $\tau_l$  sowie den Verzögerungen in den Knoten  $\tau_q$ , die durch die Verarbeitung der Pakete, der Aufenthaltsdauer in den Warteschlangen usw. entstehen, zusammen. In der Regel wird die Verzögerung in Millisekunden angegeben. Sie wird am einfachsten aktiv durch Aussenden von Testpaketen bestimmt.
- *Verzögerungsschwankung (Metrik)*: Die Verzögerungsschwankung  $\Delta\tau$  (engl. *jitter*; *peak-to-peak cell delay variation (CDV)*) gibt an, um welche Dauer der feste Anteil der Verzögerung (Laufzeiten, feste Pufferkomponenten) überschritten werden kann. Da der Wert theoretisch unendlich groß werden kann, gibt man i. d. R. ein  $(1 - \alpha)$ -Quantil an, das einen oberen Grenzwert für Verzögerung und somit die Verzögerungsschwankung festlegt [60].

Für die Wegesuche wird im Weiteren ausschließlich die freie Kapazität sowie das Gewicht eines Verbindungsabschnitts für die Wegesuche in Betracht gezogen. Verzögerungen und Verzögerungsschwankungen werden nicht berücksichtigt. Die Verlustwahrscheinlichkeit von Paketen wird als genügend klein betrachtet, um für die Wegesuche nicht beachtet werden zu müssen. Dies entspricht durchaus der Realität und kann in der simulativen Untersuchung durch Warteschlangen mit ausreichender Größe sichergestellt werden.

### 3.1.2 Definition der Verarbeitungsschritte

In dieser Arbeit soll strikt zwischen der eigentlichen Messung, welche die Rohdaten so exakt wie möglich bestimmt, und weiteren Verarbeitungsstufen (d. h. den Filtern), die die Daten für die Wegesuche besser verwertbar machen, unterschieden werden. Die Filter, die ab Abschnitt 3.3 detailliert beschrieben werden, sind:

- 1.) Die *Glättung*: entfernt abweichende Punkte und erzeugt eine möglichst kontinuierliche Kurve
- 2.) Die *Abschätzung*: glättet teilweise auch, versucht aber in erster Linie einen Trend zu ermitteln und aufrecht zu erhalten

Die Abspaltung von der Messung und die Unterteilung in zwei Gruppen wird aus folgenden Gründen gemacht: Um Zustandsveränderungen zuverlässig zu erkennen, müssen Messungen eventuell häufiger durchgeführt werden, als dies für die Wegesuche unbedingt notwendig ist, d. h. Messung und Wegesuche arbeiten auf unterschiedlichen Zeitmaßstäben. Filter führen die Abbildung zwischen den Ergebnissen der Messung und den Anforderungen der Wegesuche durch. Damit wird z. B. Stabilität dort erreicht, wo sich die Messergebnisse kaum ändern. Andererseits wird eine schnelle Reaktion ermöglicht, wenn sich die Messergebnisse stark verändern. Eine enge Integration der Filter ist weiterhin unerwünscht, da sich manche Filterkombinationen gegenseitig negativ beeinflussen. Schließlich erlaubt eine modulare Herangehensweise die getrennte Betrachtung der Leistungsfähigkeit der

einzelnen Stufen sowie den einfachen Austausch, sollte ein geeigneterer Algorithmus für einen der Schritte gefunden werden.

Jeder Algorithmus in einem der Schritte kann eine optimistische oder konservative Ausprägung besitzen:

- *optimistisch*: Erhöht sich die Belegung eines Verbindungsabschnitts, wird dies mit Verzögerung berücksichtigt. Der Algorithmus vertraut darauf, dass in nächster Zeit noch genügend freie Kapazität zur Verfügung steht. Diese Ausprägung sorgt für eine gute Auslastung des Netzes, riskiert jedoch auch Verluste, da eine Überbelegung spät erkannt wird.
- *konservativ*: Diese Ausprägung sorgt dafür, dass die Netzparameter eher überschätzt werden, so dass freie Kapazität ungenutzt bleibt. Dafür wird aber in hohem Maße sicher gestellt, dass der Verkehr im Netz nahezu frei von Verlusten ist und die Verzögerungen innerhalb der Knoten geringer sind. Der Nachteil ist eine geringere Auslastung.

## 3.2 Passive und aktive Messverfahren

### 3.2.1 Passive Messverfahren

Bei passiven Verfahren beobachtet ein Monitor den Verkehr in Netzknoten (z. B. Routern), bestimmt Paketlängen und Intervalldauer und berechnet daraus die Rate. Wenn Pakete Zeitstempel tragen, können Verzögerungen berechnet werden, auch die Bestimmung von Verzögerungsschwankungen ist möglich. Dazu ist es jedoch notwendig, das Verkehrsprofil eines bestimmten Flusses zu kennen. Darüber hinaus müssen solche Informationen gesondert gespeichert werden, d. h. Zustände müssen gehalten werden. Abbildung 3.1 zeigt schematisch den Aufbau einer passiven Messung.

Passive Verfahren haben den Vorteil, dass sie keinen zusätzlichen Verkehr erzeugen, der das Messergebnis verfälschen kann und der zusätzliche Last im Netz verursacht. Ihr Nachteil ist jedoch, dass nur bereits vorhandene Informationen ausgewertet werden können, die zur Bestimmung mancher Netzparameter nicht ausreichen.

Da für diese Arbeit ausschließlich passive Messverfahren betrachtet wurden, wird in Abschnitt 3.3 anhand der Ratenmessung ausführlich auf diese Verfahren eingegangen. Zuvor soll aber eine kurze Übersicht über gebräuchliche aktive Messverfahren gegeben werden.

### 3.2.2 Aktive Messverfahren

Bei den aktiven Messverfahren werden durch einen Verkehrsgenerator (engl. *traffic generator*) gezielt Pakete ausgesendet. Diese Pakete werden entweder vom Monitor zurückgesendet und im Generator ausgewertet. Der Monitor kann diese Aufgabe aber auch direkt übernehmen. Die über den Testverkehr bestimmten Werte können auf den normalen Verkehr entlang des selben Pfads übertragen werden. Generatoren und Monitore können separate Geräte sein, ihre Aufgaben können aber

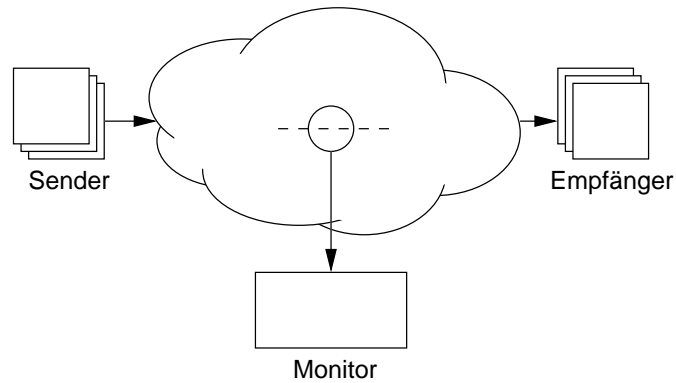


Abbildung 3.1: Szenario für passive Messung von Verkehr

auch von anderen Netzkomponenten (z. B. Routern) wahrgenommen werden. Abbildung 3.2 zeigt schematisch die Anordnung der Geräte bei einer aktiven Messung.

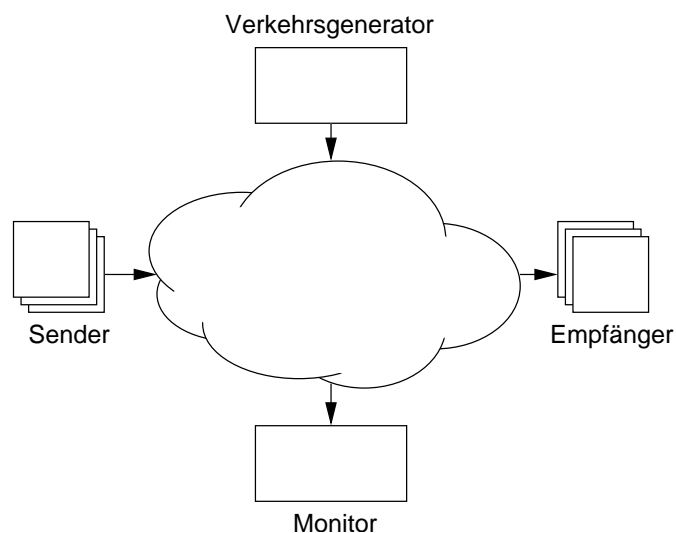


Abbildung 3.2: Szenario für aktive Messung von Testverkehr

Aktive Messverfahren haben den Nachteil, dass durch das Versenden von Messpaketen die freie Kapazität teilweise signifikant verringert, bzw. die Laufzeit durch stärkere Belegung der Warteschlangen erhöht wird. Ihr Vorteil ist jedoch, dass durch zusätzliche Pakete Informationen (z. B. Zeitstempel) eingeführt und ausgewertet werden können, die ansonsten nicht dort vorhanden wären.

Bei den aktiven Messverfahren können Verzögerung, Verzögerungsschwankung, Rate und Verlustwahrscheinlichkeit gemessen werden. Die nächsten zwei Abschnitte stellen beispielhaft Verfahren vor, mit denen Verzögerung und Rate gemessen werden können. Die Bestimmung der Verlustwahrscheinlichkeit ist i. d. R. durch Verwendung von Reihenummern oder durch dem Empfänger bekannten Verkehr sehr einfach.

### 3.2.2.1 Aktive Verzögerungsmessung

Zur Verzögerungsmessung werden im einfachsten Fall Messpakete gesendet, die vom Empfänger wieder zurückgesendet werden. Das bekannteste Programm für die Verzögerungsmessung ist `ping`, das mit Hilfe von ICMP ECHO-Datagrammen [87] die Umlaufzeit  $t_{RT}$  (engl. *roundtrip time*, *RTT*) zwischen zwei Systemen bestimmen kann. Dabei verschickt der Sender ECHO-Anfragen, die einen Zeitstempel beinhalten. Der Empfänger sendet ECHO-Antworten des gleichen Inhalts wieder zurück. Durch Vergleich der Ankunftszeit mit dem Zeitstempel im Datagramm kann die Umlaufzeit bestimmt werden. Da ICMP-Datagramme zusätzlich noch eine Reihenfolgennummer (engl. *sequence number*) im Paketkopf haben, kann diese Information zur Bestimmung von Paketverlusten verwendet werden<sup>1</sup>. Der Vorteil von ICMP-Datagrammen liegt darin, dass jede IP-fähige Netzkomponente, d. h. nicht nur ein Endsystem sondern auch ein Router, das Protokoll versteht und Antworten geben kann. Damit können nicht nur Ende-zu-Ende-Verzögerungen über einen gesamten Pfad hinweg bestimmt werden, sondern auch die Verzögerungen auf den einzelnen Abschnitten eines Netzes. Der Nachteil von RTT-Messungen ist, dass es aufgrund eventueller Asymmetrien im Netz nicht möglich ist, die Verzögerung in einer Richtung zu bestimmen. Asymmetrien können entstehen, wenn

- 1.) die Pakete für die beiden Richtungen einen unterschiedlichen Pfad mit unterschiedlicher Länge bzw. Verzögerung verwenden,
- 2.) die verfügbare Kapazität für die beiden Richtungen des Pfads nicht gleich ist oder
- 3.) aufgrund von Zugangstechnologien, wie z. B. der xDSL-Familie, in beiden Richtungen des Pfads ohnehin eine unterschiedliche Übertragungskapazität vorhanden ist [23].

Soll die einfache Verzögerung (engl. *one-way-delay*) bestimmt werden, ist ein Abgleich der Sender- und Empfängeruhr notwendig. Dies kann z. B. mit Hilfe einer Atomuhr oder Verwendung von GPS-Daten geschehen. Mit Hilfe des Network Time Protocols (NTP, [73]) kann ein solcher Abgleich aber auch einfacher und mit einer Genauigkeit von ca. 1 ms stattfinden [99].

### 3.2.2.2 Aktive Ratenmessung

Durch Messung der Umlaufzeit von Paketen unterschiedlicher Größe kann `pathchar` [55] direkt die freie Kapazität auf Verbindungsabschnitten eines Pfads bestimmen. Unter Berücksichtigung von Laufzeit und Verzögerungen durch Warteschlangen (engl. *queues*) wird daraus die minimale freie Kapazität auf den Verbindungsabschnitten berechnet. `pathchar` wird dabei nur auf einem System benötigt und liefert sehr akkurate Ergebnisse. Das Problem ist aber die Ausführungszeit und der Kapazitätsbedarf. Für ein 10 Mbit/s-Ethernet mit 10 Verbindungsabschnitten (engl. *hops*) und einer durchschnittlichen Umlaufzeit von 10 ms benötigt `pathchar` 144 s für eine komplette Messung.

---

<sup>1</sup>Die Anzahl der Pakete muss bei kleiner Verlustwahrscheinlichkeit allerdings sehr groß sein.

Dabei wird pro Hop eine Kapazität von 6,02 Mbit/s belegt. Genauere Ausführungen dazu finden sich in [62].

Ein Verfahren, das auf der Zwischenankunftszeit zweier Pakete beruht, ist der Packet-Pair-Algorithmus [59]. Er beruht auf der Tatsache, dass zwei sich in einer Warteschlange hintereinander befindliche Pakete der Länge  $L$ , den Verbindungsabschnitt im Abstand von  $\Delta t$  Sekunden verlassen. Mit der freien Kapazität  $B_f$  gilt

$$\Delta t = \frac{L}{B_f} \quad (3.1)$$

Dabei wird  $\Delta t$  den Wert annehmen, der durch den Verbindungsabschnitt mit der kleinsten freien Kapazität bestimmt wird. Es ist wichtig, dass die beiden Pakete die gleiche Größe besitzen, da sie sonst nicht die gleiche Übertragungszeit benötigen und somit keine stabile Messung möglich ist. Durch Umformen von Gl. (3.1) bekommt man die Gleichung zur Bestimmung der freien Kapazität:

$$B_f = \frac{L}{\Delta t} \quad (3.2)$$

Bei diesem Verfahren kann jedoch nicht garantiert werden, dass die beiden Pakete stets hintereinander in einer Warteschlange liegen. Pakete aus anderen Flüssen können zwischen die beiden Pakete eingefügt werden. Dadurch vergrößert sich  $\Delta t$ , ohne dass sich die verfügbare Bandbreite ändert (Zeitdehnung). Durch Einfügen von anderen Paketen vor dem ersten Paket kann es auch zu einer Verringerung von  $\Delta t$  kommen (Zeitkomprimierung). In [62] werden Filter vorgeschlagen, die das Problem der Zeitkomprimierung und -dehnung verringern können. In [32] wird ebenfalls eine robustere Packet-Pair-Variante beschrieben, die in dem Programm `pathrate` verwendet wird.

In [56] wird noch die Methode der Self-Loading Periodic Streams (SLoPS) beschrieben. Dabei werden periodisch Flüsse, die aus  $n$  Paketen der Länge  $L$  bestehen, mit einer konstanten Rate  $R$  gesendet. Ist  $R$  größer als die freie Kapazität  $B_f$ , erhöht sich die einfache Verzögerung. Dieser Effekt wird z. B. vom Programm `pathload` zur Messung der freien Kapazität ausgenutzt. [56] enthält zudem eine sehr umfangreiche Übersicht über andere Programme zur Ratenmessung.

### 3.3 Messung der Datenrate

Die hier vorgestellten Verfahren sind nicht nur für passive Ratenmessungen geeignet, sondern können teilweise auch für aktive Messungen verwendet werden. Allen Verfahren ist jedoch gemein, dass keine speziellen Pakete benötigt werden, sondern dass die Messung auf einer Folge beliebiger Pakete stattfinden kann. Es wird der allgemeine Fall beschrieben, in dem die gesamte Belegung durch alle Flüsse gemessen wird. Durch Einführung von Protokollfiltern, die Flüsse z. B. nach Quell- und Zieladresse oder Dienstklasse unterscheiden, kann aber auch der Kapazitätsbedarf einzelner Flüsse oder Aggregate bestimmt werden.

Die Ratenmessung (engl. *bandwidth measurement*) stellt die erste Stufe dar, um aus dem Bitstrom Informationen über die Belegung eines Verbindungsabschnitts (engl. *link*) zu gewinnen. Das

Ergebnis ist der Messwert (engl. *measurement value*). Um ihn zu bestimmen, werden zwei Messgrößen benötigt: Die Zeit  $\Delta t$ , während der die Messung stattfindet, und die Datenmenge  $M$ , die in dieser Zeit den Messpunkt durchläuft. Da IP-Pakete keine konstante Größe besitzen, wird nicht die Anzahl der Pakete, sondern die Datenmenge  $M$  in bit bzw. Byte gemessen. Die Datenrate  $R$  ergibt sich zu

$$R = \frac{M}{\Delta t} \quad (3.3)$$

Da die Datenmenge eine diskrete Größe und die Messzeit i. d. R. deutlich größer als Null ist, handelt es sich bei der Rate genaugenommen um einen Mittelwert. Die Probleme, die sich daraus hinsichtlich der exakten Bestimmung ergeben, werden in den nächsten Abschnitten noch genauer erläutert.

Die Ergebnisse der Ratenmessung stellen sich dabei in Abhängigkeit vom Messintervall als Folge von Werten mit stark schwankender Differenz zum Folgewert dar. Bei kürzeren Intervallen erlaubt diese meist keine sinnvolle und verwertbare Aussage über den momentanen Belegungszustand mehr.

Generell muss jedoch beachtet werden, dass jede Messung immer nur das zurückliegende Intervall beschreibt. Somit sind daraus nicht einfach Rückschlüsse auf den zukünftigen Belegungszustand erlaubt. Eine Reihe von Messergebnissen kann jedoch dazu verwendet werden, einen Trend festzustellen und eventuell Vorhersagen zu treffen.

Es gibt für die passive Messung zwei Ansätze, um  $R$  zu bestimmen: Die zeitfensterbasierte Messung und die volumenbasierte Messung. Darüber kann mit einem hybriden Ansatz nach einer Methode gemessen und mit der jeweils anderen eine zusätzliche Messgrenze überwacht werden.

### 3.3.1 Zeitfensterbasierte Messung

Abbildung 3.3 verdeutlicht das prinzipielle Verfahren der zeitfensterbasierten Messung. Während eines Intervalls  $I_n$  mit der Dauer  $\Delta t_n$  werden die ankommenden Bits oder Bytes gezählt. Am Ende jedes Intervalls wird gemäß Gl. (3.3) ein neuer Messwert berechnet. Dabei kann das Ende eines Messintervalls während einer Sendepause oder während der Ankunft eines Pakets auftreten, so dass der Inhalt einzelner Pakete eventuell in zwei verschiedenen Intervallen in die Berechnung eingeht. Paket  $p$  ist ein solches Paket,  $L_{p,n-1}$  Bytes werden zur Datenmenge  $M_{n-1}$  in Intervall  $I_{n-1}$  hinzugezählt,  $L_{p,n}$  Bytes zur Menge  $M_n$  in Intervall  $I_n$ .

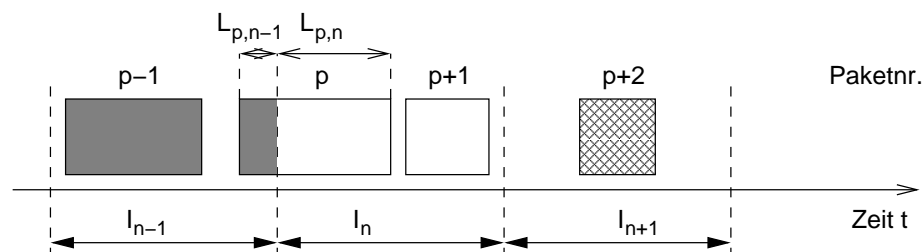


Abbildung 3.3: Zeitfensterbasierte Messung

$\Delta t$  entscheidet maßgeblich über die Verwendbarkeit und somit die Güte der Messwerte. Ist  $\Delta t$  zu kurz, kann es zu starken Schwankungen zwischen den einzelnen Messwerten kommen, vor allem



wenn einzelne Intervalle nur Pakete bzw. Pausen abdecken. Ist  $\Delta t$  zu lang, findet bereits eine starke Glättung statt, da Phasen hoher Verkehrsdichte und längere Pausen gemeinsam in einen Mittelwert eingehen. Zudem reagiert die Messung träge, wenn es zu einem starken Anstieg oder Abfall der Paketankunftsrate kommt.

Zeitfensterbasierte Messverfahren können nach zwei Kriterien unterschieden werden: Nach der Intervalldauer und der Art der Zeitfensterverschiebung.

### 3.3.1.1 Intervalldauer

Für die Intervalldauer gibt es zwei Möglichkeiten: Die konstante Intervalldauer entspricht vollständig dem oben geschilderten Grundmodell.

Die lastabhängige Intervalldauer ermöglicht eine Anpassung an den Lastzustand. Entweder wird während hoher Last das Intervall verkürzt und bei niedriger Last verlängert, oder für hohe Last werden lange und für niedrige Last kurze Intervalle festgelegt.

Der Vorteil der ersten Methode ist, dass im Hochlastfall oft geprüft wird, ob bereits wieder Kapazität zur Verfügung steht. Hingegen wird ein Anstieg der Last bei niedriger Belegung nicht rasch erkannt. Es handelt sich also um einen optimistischen Ansatz. Die zweite Methode ist konservativ: Freie Kapazität im Hochlastfall wird nicht sofort erkannt, dafür wird aber das Ende einer Niedriglastsituation schnell erkannt.

Neben der Abhängigkeit vom absoluten Lastzustand kann auch die Änderung der Last einbezogen werden. So lassen sich z. B. Phasen mit hoher Dynamik genauer ausmessen. Die Notwendigkeit zeigt sich gut bei der zweiten Methode: Eine schnelle Reaktion ist nur im Fall niedriger Last gegeben. Bei geringen Lastsprüngen wird sie aber nicht benötigt. Anders sieht es aus, wenn die Last mäßig erhöht ist und nochmals ein Lastsprung auftritt. Das Messintervall ist bereits länger, die Änderung wird nicht sofort erkannt. Hier wäre es wünschenswert, dass sich das Messintervall rasch verändert.

### 3.3.1.2 Zeitfensterverschiebung

Unabhängig von der Intervalldauer muss ein Zeitfenster zu einem bestimmten Zeitpunkt beginnen. Dieser Zeitpunkt wird durch die Art der Zeitfensterverschiebung aus dem Beginn oder Ende des vorigen Zeitfensters berechnet. Folgende Möglichkeiten existieren [89]:

- 1.) Das neue Zeitfenster beginnt direkt nach dem Ende des Vorhergehenden (engl. *jumping window*). Die Fenster schließen sich ohne Unterbrechung aneinander an und überlappen sich nicht (Abb. 3.4a).
- 2.) Das neue Zeitfenster beginnt nach dem Ende des Vorhergehenden, aber erst, wenn ein neues Paket ankommt bzw. sofort, solange noch ein Paket übertragen wird (engl. *triggered jumping window*). Dadurch wird die dazwischenliegende Phase, in der keine Kapazität belegt wird, übergangen. Der Ansatz erkennt deshalb einen leeren Verbindungsabschnitt nicht (Abb. 3.4b).

- 3.) Das neue Zeitfenster beginnt an einem Zeitpunkt zwischen Beginn und Ende des vorhergehenden Fensters (engl. *moving window*). Durch die Überlappung entstehen zwei Vorteile: Eine längere Intervalldauer ist möglich, um stabilere Mittelwerte zu bekommen, gleichzeitig werden aber durch den geringeren Abstand zweier Messpunkte Änderungen rascher erkannt. Nachteilig ist die aufwändigere, parallele Verarbeitung der Messdaten, (Abb. 3.4c).

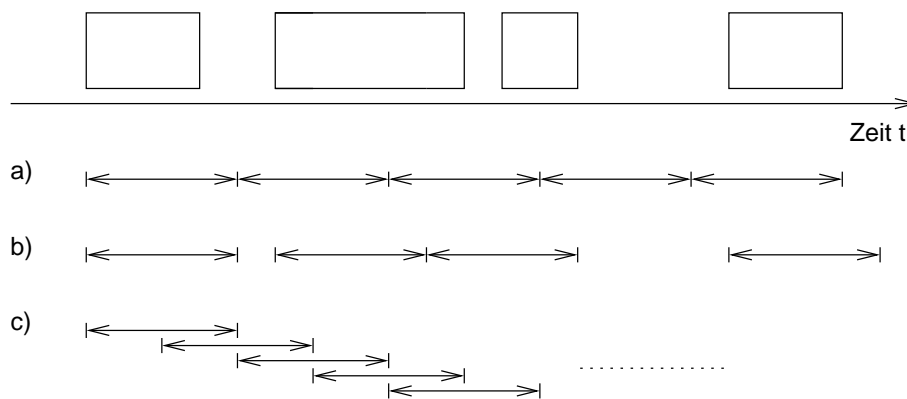


Abbildung 3.4: Zeitfensterverschiebung

### 3.3.1.3 Granularität der Zeitfenster

Das größte Problem bei der Ratenmessung auf Zeitfensterbasis ist die Zeitskala, auf der die Messung stattfindet. Die Granularität der Zeitskala kann in zwei Bereiche unterteilt werden:

- 1.) die Dauer des Messintervalls  $\Delta t$  ist kleiner als oder gleich wie die Übertragungszeit der kleinsten Informationseinheit (z. B. Zelle, Paket minimaler Länge, Bit usw. ). Dabei findet keinerlei Glättung statt, die Messung gibt annähernd den exakten Belegungszustand des Verbindungsabschnitts wieder. Ist die Übertragungszeit der Informationseinheit kein ganzzahliges Vielfaches der Intervalldauer, kommt es zu kleinen Ungenauigkeiten. Der Belegungszustand kann jedoch nur mit zwei Zuständen (voll oder leer) angegeben werden.
- 2.) die Dauer des Messintervalls  $\Delta t$  ist größer als die Übertragungszeit der kleinsten Informationseinheit. Damit findet automatisch eine Mittelwertbildung über mehrere Informationseinheiten statt, so dass die Messung den mittleren Belegungszustand über  $\Delta t$  wiedergibt.

Abbildung 3.5 zeigt den Unterschied zwischen den beiden Varianten: a) stellt die tatsächliche Belegung des Verbindungsabschnitts dar, b) zeigt, dass bei einer Abtastgranularität wie im ersten Fall, das Ergebnis zwar identisch mit der tatsächlichen Belegung ist, sich aber schwer ableiten lässt, wieviel freie Kapazität noch zur Verfügung steht. In c) wird die Abtastgranularität gemäß zweitem Fall vergrößert, so dass eine Mittelwertbildung stattfindet. Das Messergebnis lässt jetzt einen besseren Rückschluss auf die noch verfügbare Kapazität zu.

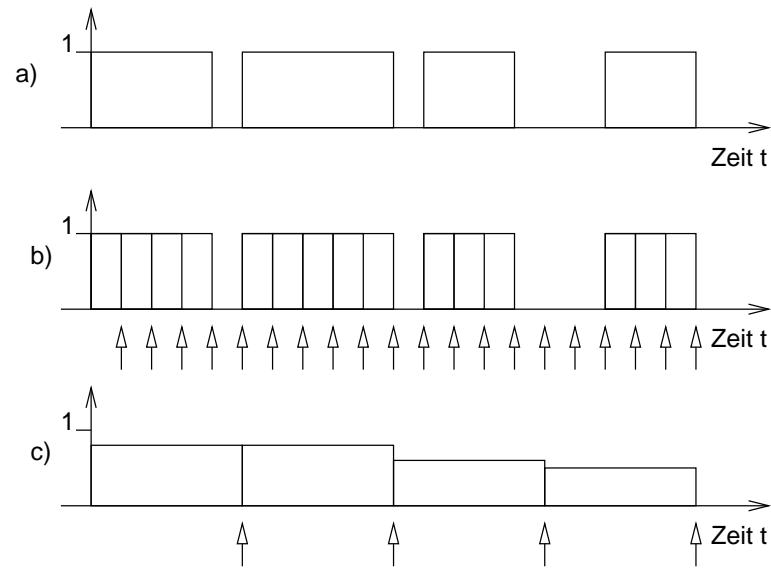


Abbildung 3.5: Einfluss der Granularität der Zeitfenster

Im ersten Fall wird sich eine Wegesuche sehr schwierig gestalten. Zum einen ist die Anzahl der Messergebnisse sehr groß, so dass bereits während der Übertragung eines Pakets viele Ergebnisse anfallen können. Darüber hinaus zeigt jedes Messergebnis nur an, ob der Verbindungsabschnitt in diesem Moment ganz frei oder komplett belegt ist. Verkehrsmanagement wird i. Allg. auf einer Zeitskala weit oberhalb einer Bit- oder Paketdauer durchgeführt, so dass mit diesem Ansatz keine Entscheidung über die Wahl eines geeigneten Pfads getroffen werden kann.

In der Regel wird deshalb die zweite Variante ausgewählt, da nur sie statistische Aussagen über den Zustand des Verbindungsabschnitts erlaubt, die z. B. für die Wegesuche verwendet werden können. Wenn die durchschnittliche Belegung des Verbindungsabschnitts bekannt ist, kann statistisches Multiplexen mehrerer Flüsse durchgeführt werden.

### 3.3.2 Volumenbasierte Messung

Abbildung 3.6 verdeutlicht das prinzipielle Verfahren der volumenbasierten Messung. Eine Uhr misst die Zeit  $\Delta t_n$  bis eine vorgegebene Datenmenge  $M_n$  eingetroffen ist. Ob diese Datenmenge zu einem einzelnen Paket gehört, nur einen Teil eines Pakets darstellt oder sogar auf mehrere Pakete verteilt ist, ist dabei nebensächlich.

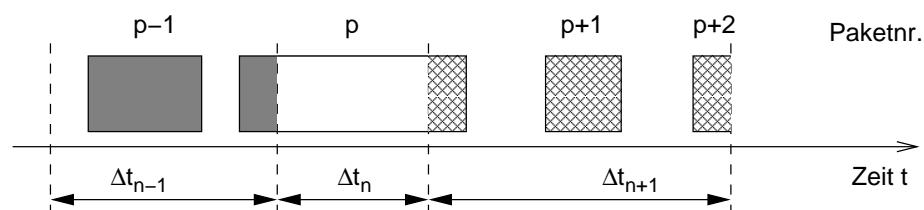


Abbildung 3.6: Volumenbasierte Messung

Der große Nachteil von volumenbasierten Messungen ist, dass eine Messwertbestimmung immer erst am Ende eines bestimmten Datenvolumens durchgeführt wird. Wenn über längere Zeit keine Daten ankommen, findet keine Aktualisierung des Messwerts statt.

Auch volumenbasierte Messverfahren können nach zwei Kriterien unterschieden werden: Ob in bit/Byte oder in Paketen gemessen wird bzw. ob die Messmenge konstant oder variabel ist.

### 3.3.2.1 Bit- oder Byte-basierte Volumenmessung

Diese Art der Messung sieht genau so aus, wie in Abb. 3.6 dargestellt. Sobald eine bestimmte Anzahl an Bits oder Bytes am Messpunkt angekommen ist, wird die Zeit gestoppt und die Rate im Messfenster berechnet (s. Gl. (3.3)). Zähler und Intervalluhr werden dann wieder auf Null zurückgesetzt. Messungen können innerhalb von Paketgrenzen beendet werden bzw. beginnen oder aber auch über Paketgrenzen hinweg gehen.

### 3.3.2.2 Paketbasierte Volumenmessung

Sobald ein Paket vollständig empfangen wurde, wird die Intervalluhr gestoppt und aus Paketlänge und Intervalldauer die Rate berechnet (s. Abbildung 3.7 u. Gl. (3.3)). Im Vergleich zur bit- oder Byte-basierten Messung ist die Datenmenge  $M_n$  in paketorientierten Netzen nicht konstant. Für eine Messung muss demnach die Messdauer  $\Delta t_n$  und die Länge des Pakets  $L_{i,n}$  ( $i = n$ ) bestimmt werden. Wird nach jedem Paket gemessen, muss eine sehr große Anzahl an Berechnungen durchgeführt werden (s. Paketrate in Tab. 3.1, mittlere Paketgröße: 300Byte [103]). Um die hohe Anzahl zu reduzieren, darf deshalb erst nach jeweils  $N$  Paketen gemessen werden.

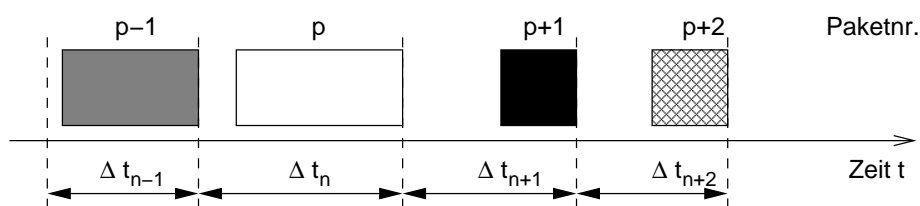


Abbildung 3.7: Paketbasierte Messung

	OC-3	OC-12	OC-48	10 Gigabit-Ethernet
Datenrate (Mbit/s)	155,52	622,08	2.488,32	10.000,00
Pakete/s	64.800	259.200	1.036.800	4.166.700

Tabelle 3.1: Messdatenraten in Abhängigkeit der Datenrate

### 3.3.2.3 Granularität der Messmenge

Analog zur zeitbasierten Messung ist auch bei der volumenbasierten Messung eine sinnvolle Granularität der Messmenge wichtig. Da jedoch nur diskrete Mengen gezählt werden und die Granularität nicht unter die kleinste Informationseinheit sinken kann (1 bit), kann das Messintervall nie kleiner als die Zeit der kürzesten Informationseinheit sein. Um eine sinnvolle Mittelwertbildung zu erzielen, sollte mindestens auf der Größenordnung einer mittleren Paketlänge gemessen werden. Messungen auf Paketebene sind zudem sehr viel einfacher zu realisieren, als auf der Bit- bzw. Byte-Ebene.

### 3.3.3 Kombiniertes Verfahren

Das in Abschnitt 3.3.1 angesprochene Problem der zeitfensterbasierten Messung bei großen Intervallen und plötzlichem Anstieg der Datenrate sowie die in 3.3.2 dargestellte Unmöglichkeit der volumenbasierten Messung, einen leeren Verbindungsabschnitt zu erkennen, kann durch ein kombiniertes Volumen- und Zeitmessverfahren behoben werden [57].

Dabei laufen sowohl eine Uhr als auch ein Mengenzähler, um nach der maximalen Intervalldauer  $\Delta t_{\max}$  bzw. nach Ankunft der maximalen Datenmenge  $M_{\max}$  die Messung zu stoppen. Je nach Anwendungsszenario und Parametrisierung wird einer der beiden Begrenzer früher reagieren.

Der Mengenzähler sollte so parametrisiert werden, dass bei großen Datenraten vor Ablauf der Intervalldauer die Messung beendet wird. So wird verhindert, dass ein rascher Anstieg zu spät erkannt wird. Die Intervalluhr sollte so parametrisiert werden, dass die Dauer zwischen zwei Messungen nicht zu groß wird, falls keine Pakete ankommen. Abbildung 3.8 zeigt, wie die Uhr und der Zähler die Messwerterfassung steuern. Intervall  $I_n$  wird nach der Zeit  $\Delta t_{\max}$  beendet und es wird ein Messwert

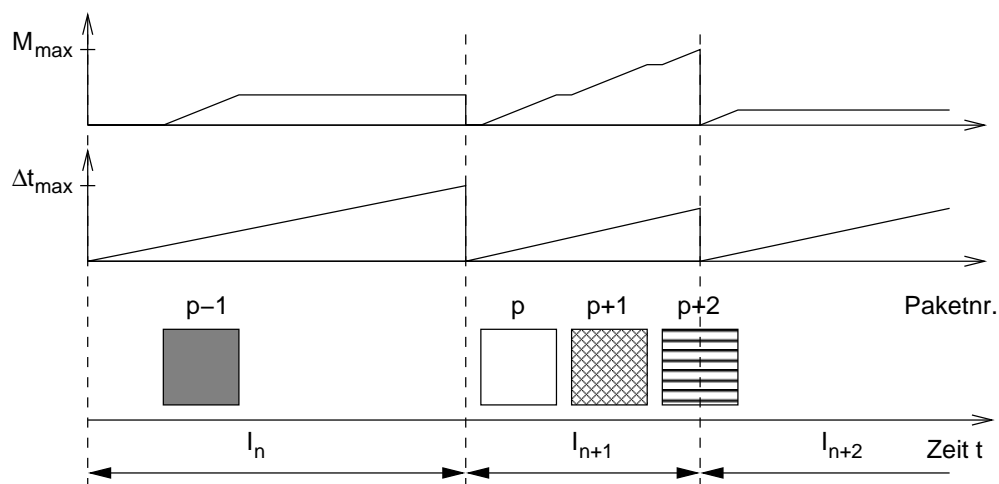


Abbildung 3.8: Kombinierte zeit- und volumenabhängige Messung

bestimmt, obwohl noch wenig Daten angekommen sind;  $M$  ist hierbei noch kleiner als  $M_{\max}$ . Beim Neustart der Intervalluhr wird auch  $M$  wieder auf 0 zurückgesetzt. Im Intervall  $I_{n+1}$  kommen mehr Pakete an, so dass der Zähler  $M$  den Wert  $M_{\max}$  erreicht und ein Messwert bestimmt wird, bevor

das Intervall  $\Delta t_{\max}$  abgelaufen ist. Beim Zurücksetzen von  $M$  wird auch die Intervalluhr wieder neu gestartet.

## 3.4 Glättungs- und Abschätzverfahren

### 3.4.1 Sinn und Zweck der Verfahren

#### 3.4.1.1 Unterscheidung von Glättungs- und Abschätzverfahren

Im vorigen Abschnitt wurden verschiedene Messverfahren vorgestellt. Bei allen führen kurze Messintervalle zu genauen aber stark schwankenden Messwerten und lange Messintervalle zu stabilen aber ungenauen Messwerten. Deshalb sind die Ergebnisse wegen ihrer Ungenauigkeit oder Instabilität meist nicht direkt für die Wegesuche geeignet. Da aus ungenauen Daten keine genauen mehr extrahiert werden können, ist es sinnvoll die genauen, instabilen Daten so zu bearbeiten, dass sie stabiler aber immer noch möglichst genau sind. Der Messung nachgelagerte Filter sollen deshalb unter Einsatz von Glättungs- und Abschätzverfahren durch sinnvolle Interpretation aus den Rohmessdaten verwertbare Daten gewinnen.

Ein Glättungsverfahren hat die Aufgabe, zu einer Reihe von Punkten eine möglichst glatte Reihe von Punkten zu finden, die den Einfluss abseits liegender Punkte eliminiert oder zumindest deutlich schwächt [108]. Eine Glättung benötigt als Eingabe immer eine Punktemenge und erzeugt auch wieder eine Punktemenge.

Abschätzverfahren scheinen auf den ersten Blick das Gleiche zu leisten. Sie glätten häufig die Punktreihe und eliminieren abweichende Punkte. Dennoch ist die Zielsetzung eine andere: Abschätzverfahren sollen in erster Linie bestimmen, ob Diskontinuitäten (Abweichungen, große Sprünge) gerechtfertigt sind. Ist dies der Fall, werden sie getreu wiedergegeben. Anderenfalls resultiert aus dem Algorithmus i. d. R. auch eine Glättung. Eine Abschätzung verwendet als Eingangsmenge ebenfalls eine Punktemenge, gibt aber nur den aktuellsten Punkt aus.

Während sich die Glättung also nur auf das „Aussehen“ der Kurve konzentriert, liegt der Fokus der Abschätzung auf den für das Aussehen verantwortlichen Ursachen. Im nächsten Abschnitt wird deshalb aufgezeigt, welche Anforderungen an die Abschätzverfahren gestellt werden.

#### 3.4.1.2 Eigenschaften von Abschätzverfahren

Abschätzalgorithmen müssen sich dem Verlauf der Rohmessdaten entsprechend differenziert verhalten. Verschiedene Abschätzverfahren haben dabei unterschiedliche Eigenschaften und sind je nach Anforderung für die verschiedenen Wegesuchelgorithmen mehr oder weniger geeignet. Die folgende Klassifizierung beschreibt diese Eigenschaften und gibt an, welches Verhalten gewünscht ist:

- 1.) *Reaktion*: Signifikante Änderungen der verfügbaren Kapazität sollen möglichst schnell erkannt werden. Dabei dürfen Änderungen nur dann zu einem neuen Resultat führen, wenn die Ände-

rung für eine gewisse Zeit Bestand haben wird, bzw. wenn von weiterer Veränderung in die gleiche Richtung ausgegangen werden darf. Kurzzeitige Veränderungen sollen das Resultat so wenig wie möglich beeinflussen. In der Realität führt dies oft dazu, dass die Abschätzalgorithmen der tatsächlichen Entwicklung nachlaufen; aktuelle Werte werden nur bedingt berücksichtigt, um eine Überreaktion zu verhindern.

- 2.) *Stabilität*: Das Ergebnis soll sich so selten wie möglich verändern, um eine Aktualisierung der Wegesuchetabellen und ein Umlenken von Flüssen zu vermeiden. Andererseits soll der tatsächliche Zustand so genau wie möglich wiedergegeben werden, wodurch Änderungen von Zeit zu Zeit unumgänglich sind.
- 3.) *Symmetrie*: Einige Algorithmen erkennen einen Anstieg der belegten Kapazität schnell, während sie die Freigabe der Kapazität langsam wahrnehmen. Sie tendieren zu einer konservativen Abschätzung, d. h. sie unterschätzen die freie Kapazität. Andere Algorithmen verhalten sich entgegengesetzt: Sie melden mehr freie Kapazität als vorhanden ist. Während die erste Gruppe Ressourcen vergeudet, kann die zweite zu einer Überlastung des Netzes führen. Algorithmen, die in allen Fällen langsam reagieren, sind am schlechtesten. Das Ziel ist ein symmetrischer, schneller Algorithmus.
- 4.) *Konvergenz*: Unabhängig von der Schnelligkeit eines Algorithmus, soll der Zielwert seiner Berechnung immer die tatsächliche mittlere belegte Kapazität sein. Während sich die meisten Algorithmen diesem Wert mit dem Trend annähern, gibt es auch Algorithmen, die durch ihre Reaktion zu Überschwingen neigen und sich dann gegen den Trend dem Zielwert nähern. Optimal ist das tatsächliche, nicht nur asymptotische Erreichen des Zielwerts, in kürzestmöglicher Zeit und mit dem Trend der Änderung.
- 5.) *Kosten*: Die Kosten eines Algorithmus können auf unterschiedliche Weise dargestellt werden: Rechnerische Komplexität, Speicherbedarf und zur Berechnung notwendige Zeit. Neben einem abstrakten Kostenwert, lassen sich auch direkt monetäre Kosten angeben, wie z. B. der Preis eines schnelleren Prozessors oder eines größeren Speichers. Das Optimum ist der einfache, schnelle Algorithmus, der wenig Speicherplatz benötigt.

Es ist zu beachten, dass die ersten beiden Punkte zwar die wichtigsten sind, jedoch auch gegensätzliche Anforderungen darstellen. Das Ziel der weiteren Untersuchung ist es, den besten Kompromiss zu finden, der zudem noch bezüglich der drei anderen Punkte zufriedenstellende Ergebnisse liefert.

Im Folgenden werden die verschiedenen Glättungs- und Abschätzverfahren zuerst grundlegend beschrieben. Es werden ihre Vor- und Nachteile aufgezeigt und teilweise anhand von Beispielgraphen ihr Verhalten demonstriert. Dazu wird definiert, dass der *Messwert* zum Zeitpunkt  $t_i$  mit  $x_i$ , der *geglättete Wert* mit  $z_i$  und der *Schätzwert* mit  $y_i$  bezeichnet wird.

### 3.4.2 Lineare Regression

Die lineare Regression gehört zu den Glättungen mit den geringsten Fehlerquadraten (engl. *least square fitting*). Diese Funktionen erzeugen eine Kurve, die am besten zu einer Menge gegebener Punkte passt. Dazu wird die Summe der Fehlerquadrate, d. h. der Quadrate der Abweichung der Punkte von der Kurve, minimiert. Dies verhindert die Auslöschung positiver und negativer Werte, gibt aber weit entfernten Punkte ein sehr hohes Gewicht.

Der Abstand der Punkte zur Kurve lässt sich dabei auf zwei Arten berechnen: Vertikal und orthogonal (Abb. 3.9). In der Regel wird der vertikale Abstand verwendet, da ein direkter Bezug zur Abszisse (hier zur Zeit  $t$ ) gegeben ist. Darüber hinaus ist er einfacher zu berechnen. In der allgemeinen Form wird das Fehlerquadrat für die Messwerte  $x_i$  mit

$$E^2(a_1, a_2, \dots, a_n) = \sum_i [x_i - f(t_i, a_1, a_2, \dots, a_n)]^2 \quad (3.4)$$

angegeben. Um daraus die über die Parameter  $a_1, a_2, \dots, a_n$  bestimmte Kurve  $f$  mit den geringsten Fehlerquadraten zu bestimmen, wird das Minimum von  $E^2$  gesucht, d. h.

$$\frac{\partial(E^2)}{\partial a_j} = 0 \quad \text{und} \quad \frac{\partial^2(E^2)}{\partial a_j^2} > 0, \quad \forall i \quad (3.5)$$

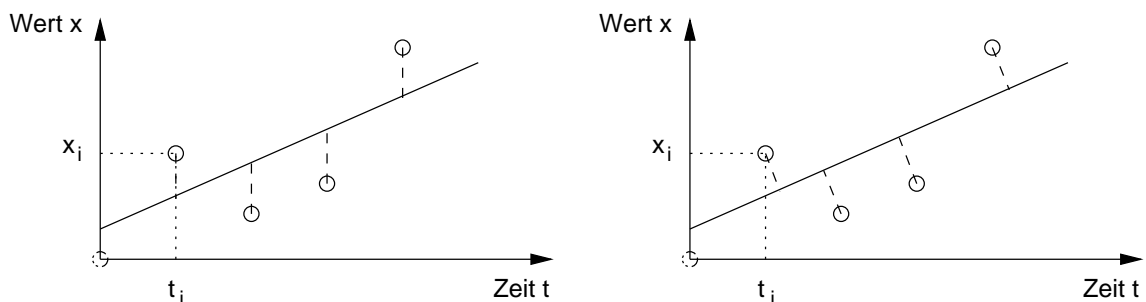


Abbildung 3.9: Fehlerberechnung mit vertikalem (links) und orthogonalem Abstand (rechts)

Für den hier betrachteten Anwendungsfall ist es sinnlos, die vollständige Punktemenge vom Messbeginn an in Betracht zu ziehen. Statt dessen wird nach Ermittlung eines neuen Messwerts abschnittsweise über die letzten  $N$  Messungen geglättet. Somit ändert sich ein neuer Glättungswert solange nicht, bis  $N$  nachfolgende Messwerte vorliegen und er nicht mehr im Fenster liegt. In Abb. 3.10 wird dieser Vorgang gezeigt. Die Betrachtung bezieht sich auf den Punkt  $P$  mit dem gemessenen Wert  $x_1$ . Die Größe des Fensters sei  $N = 4$ , d. h. die Regressionsgerade schließt jeweils die vier letzten Messwerte ein. Zum Zeitpunkt  $t_1$  wird die Regressionsgerade 1 berechnet, die  $z_1$  als geglätteten Wert zu  $x_1$  ermittelt. Bei der Ankunft des nächsten Messwerts bei  $t_2$  wird eine neue Regressionsgerade berechnet, die nunmehr den Wert  $z_2 \neq z_1$  ergibt. Für  $t_3$  und  $t_4$  unterscheiden sich die berechneten Werte  $z_3$  und  $z_4$  stärker, da zusätzlich noch eine Trendänderung auftritt. Erst ab  $t_5$  wird sich der geglättete Wert nicht mehr ändern, da  $P$  ab jetzt nicht mehr im Fenster liegt. Ein Ansatz zur Vermeidung dieser anfänglich falschen Schätzung wird in Abschnitt 3.4.6.3 vorgestellt.



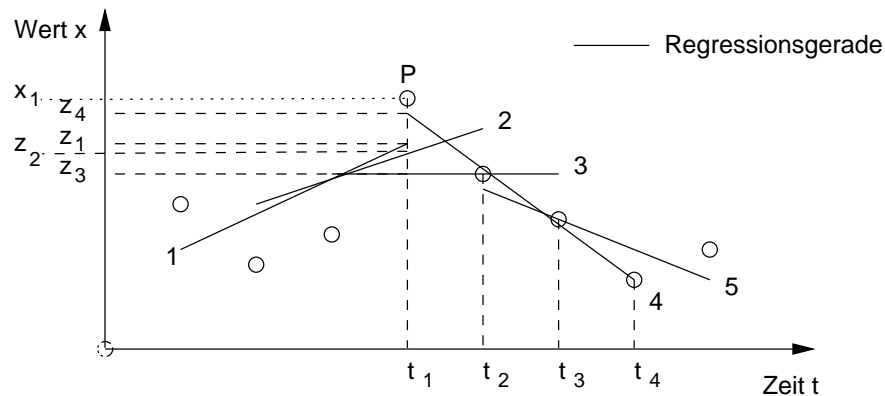


Abbildung 3.10: Entwicklung der Schätzwerte bei der linearen Regression

Bei der linearen Regression ist die gesuchte Kurve eine Gerade mit minimalen Fehlerquadraten. Die Funktion  $f(t_i, a_1, a_2, \dots, a_n)$  aus Gl. (3.4) ist eine einfache Geradengleichung vom Typ

$$f(a_1, a_2) = a_1 + a_2 \cdot t, \quad (3.6)$$

so dass sich beim Einsetzen in Gl. (3.4) folgende zu minimierende Gleichung ergibt:

$$E^2(a_1, a_2) = \sum_{i=1}^N [x_i - (a_1 + a_2 \cdot t_i)]^2. \quad (3.7)$$

Die Lösung für  $a_1$  und  $a_2$ , welche die Funktion  $E^2(a_1, a_2)$  minimiert, wird z. B. in [108] hergeleitet und ergibt sich zu

$$a_1 = \frac{\bar{x} \cdot \sum_{i=1}^N t_i^2 - \bar{t} \cdot \sum_{i=1}^N t_i \cdot x_i}{\sum_{i=1}^N t_i^2 - N \cdot \bar{t}^2}, \quad (3.8)$$

$$a_2 = \frac{\sum_{i=1}^N t_i \cdot x_i - N \cdot \bar{t} \cdot \bar{x}}{\sum_{i=1}^N x_i^2 - N \cdot \bar{t}^2}, \quad (3.9)$$

wobei  $\bar{x}$  und  $\bar{t}$  die Mittelwerte der Messwerte und Zeiten über das Fenster sind. Da sich eine lineare Regression über den gesamten Messzeitraum einer Konstanten annähert, ist die Verwendung eines Fensters unumgänglich.

Abbildung 3.11 zeigt, wie sich unterschiedliche Fenstergrößen auf das Ergebnis auswirken. Die Fenstergröße entspricht der Anzahl der Messwerte. Im linken Bild (a) wird jedem Zeitpunkt der letzte Wert der Regressionsgeraden zugewiesen (d. h. der Wert, der dem Messzeitpunkt am nächsten liegt), im rechten Bild (b) wird der mittlere Wert zugewiesen.

Die Ergebnisse unter Verwendung des letzten Werts sind den Messungen sehr ähnlich, verringern kurzzeitige Ausschläge recht gut, ergeben aber eine weniger glatte Kurve. Bei den mittleren Werten ergibt sich bereits bei relativ kleinen Fenstergrößen eine deutlich stärkere Glättung, bei größeren Fenstern lässt sich jedoch kaum noch ein Zusammenhang zwischen Messkurve und Glättung erkennen. Die Verzögerung, die sich aus der Fenstergröße ergibt, ist bei den mittleren Werten größer.

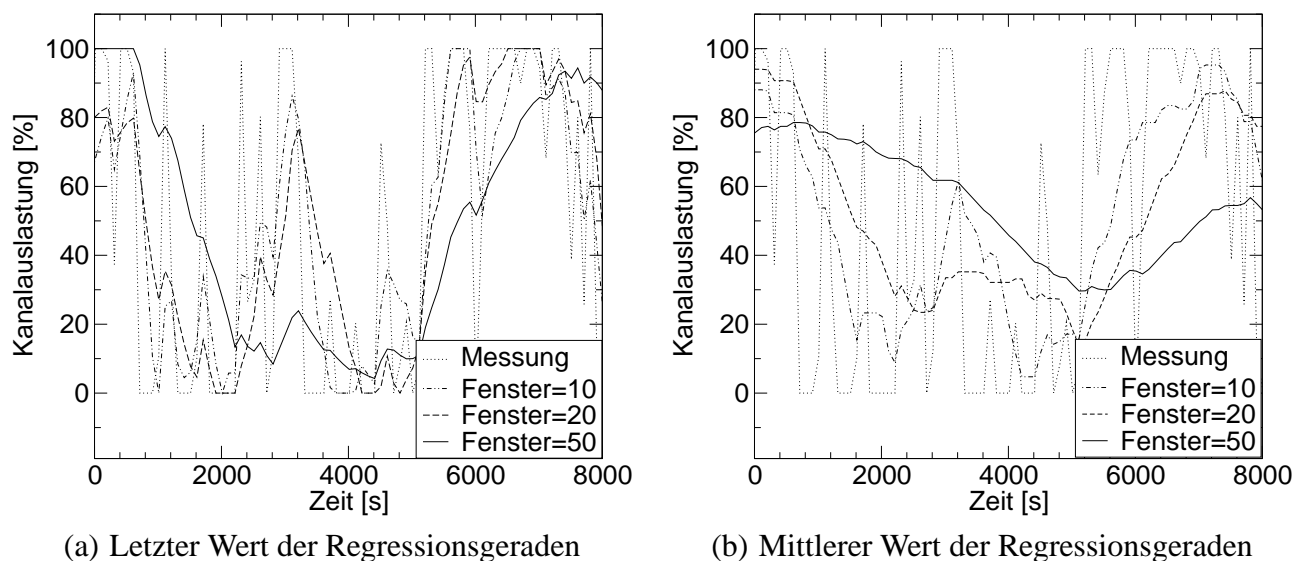


Abbildung 3.11: Auswirkung der Fenstergröße auf die lineare Regression am Beispiel der Kanalauslastung

### 3.4.3 Arithmetisches Mittel

Das arithmetische Mittel  $\mu$  (engl. *arithmetic mean*) für eine endliche Folge von  $N$  Werten  $\{x_i, i = 1 \dots N\}$  wird wie folgt beschrieben:

$$\mu = \frac{1}{N} \sum_{i=1}^N x_i \quad (3.10)$$

Bei der Ratenabschätzung kann das arithmetische Mittel nicht über die gesamte Zeit seit Start der Messung gebildet werden, da sich das Ergebnis sonst einer Konstanten annähert. Deshalb wird  $N$  relativ klein gewählt und es wird ein Fenstermechanismus wie bei den Fehlerquadratmethoden (Abschnitt 3.4.2) verwendet. Gleichung (3.10) ändert sich hierbei nicht,  $N$  muss nur auf die gewünschte Fenstergröße gesetzt werden.

Abbildung 3.12 zeigt, wie die Sprungfunktion  $s(x)$  (a) bzw. ein kurz andauernder Impuls  $i(x)$  (b) durch die Verwendung des arithmetischen Mittels mit einer begrenzten Fenstergröße (unter Verwendung eines *Jumping Windows*) verändert wird.

### 3.4.4 Median

Zur Bildung des Median wird eine Wertereihe sortiert. Für  $(2N + 1)$  Werte ist der  $(N + 1)$ -te Wert der Median, für  $2N$  Werte ist es der Mittelwert von  $N$ -tem und  $(N + 1)$ -tem Wert. Der Einfachheit halber verwendet man den Median i. d. R. über  $(2N + 1)$  Werten. Um ihn als Filter über einer Messreihe einsetzen zu können, wird ein laufender Median (engl. *running median*) verwendet. Dazu wird ein Fenster der Größe  $(2N + 1)$  (Median vom Grad  $N$ ) schrittweise über die Messreihe verschoben. Die im Fenster befindlichen Werte werden nach Größe sortiert und der  $(N + 1)$ -te Wert ist der Median des Fensters. Er wird dem Zeitpunkt in der Mitte des Fensters zugeordnet.

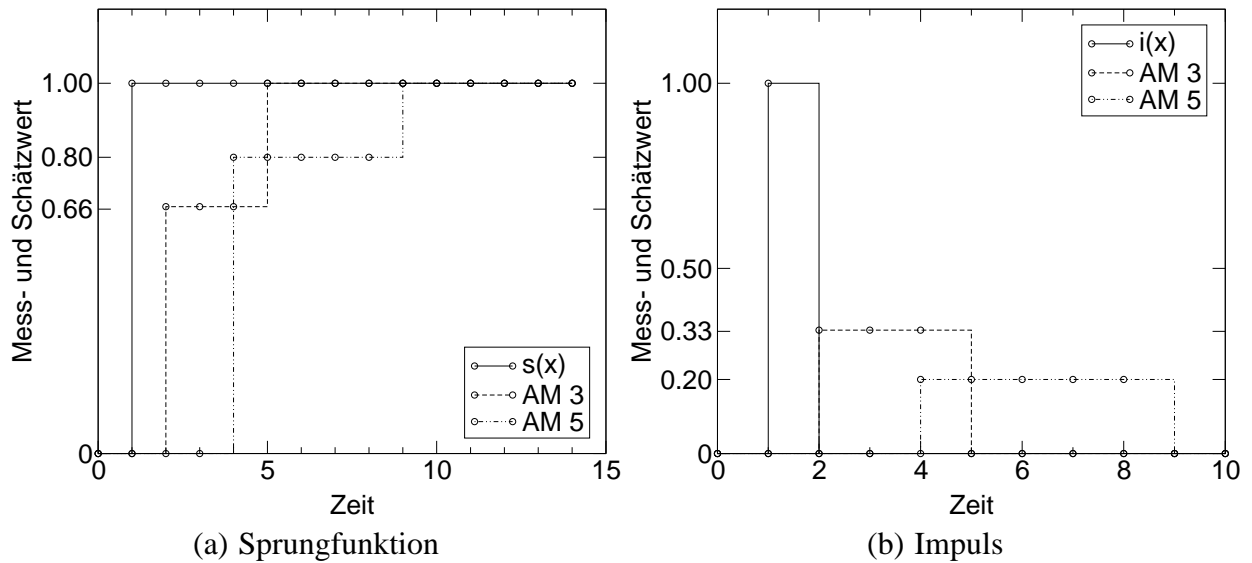


Abbildung 3.12: Auswirkung des arithmetischen Mittels als Filter

Abbildung 3.13 (a) zeigt ein Signal, auf das ein Fenster mit  $N = 1$  angewendet wird. Das Ergebnis des Filters für einen bestimmten Zeitpunkt in Abb. 3.13 (b) ist der Median aus den Messpunkten im aktuellen Fenster (im Beispielfenster der Abbildung ist dies ein *high*-Wert). Dabei zeigt sich das größte Problem des Median-Filters. Zur Bestimmung des Medians für den Zeitpunkt  $t_i$  in der Mitte des Fensters werden bereits die Messwerte bis zum Zeitpunkt  $t_{i+N}$  benötigt. Da dies bei einer Verarbeitung in Echtzeit unmöglich ist, kann der Median erst  $N$  Messzeitpunkte später berechnet werden. Ein Median-Filter vom Grad  $N$  verursacht also immer eine Verzögerung von  $N$  Intervallen, wie in Abb. 3.13 (d) gezeigt.

Ein Median-Filter vom Grad  $N$  hat die Eigenschaft, alle Spitzen (oder Einschnitte) der Länge  $N$  vollständig zu glätten. Abbildung 3.13 zeigt dies ausgehend von einem Originalsignal in (a). In (b) wird ein Filter vom Grad 1 verwendet. Sowohl die erste als auch die zweite Spitze mit einer Länge von zwei bzw. drei Messpunkten werden durch den Filter nicht verändert. In (c) hingegen wird wegen des Grades 2 die erste Spitze geglättet, da ihre Länge kleiner bzw. gleich  $N$  ist. Der Beweis für dieses Verhalten findet sich in [40].

Dort wird auch für Signale, die selbst durch mehrmalige Anwendung eines bestimmten Median-Filters nicht verändert werden, der Begriff *Wurzel eines Filters* (engl. *root of the median filter*) eingeführt. In der Signalverarbeitung wird angestrebt, ein Signal zu erzeugen, das eine Wurzel für bestehende Filter darstellt, um Störungen herausfiltern zu können. Für die Anwendung bei der Wegesuche muss der umgekehrte Weg gegangen werden. Da i. d. R. wenig Einfluss auf die Charakteristik des erzeugten Verkehrs genommen werden kann, muss der Filter dem Verkehr entsprechend dimensioniert werden. Die Festlegung von  $N$  richtet sich danach, wie lange eine Spitze bzw. ein Einschnitt maximal sein darf, um als nicht relevant klassifiziert zu werden.

Zwei weitere wichtige Eigenschaften von Median-Filtern werden in [88] beschrieben: Median-Filter verwischen Diskontinuitäten mit einer bestimmten Mindestdauer nicht. Das heißt, ein abrupter

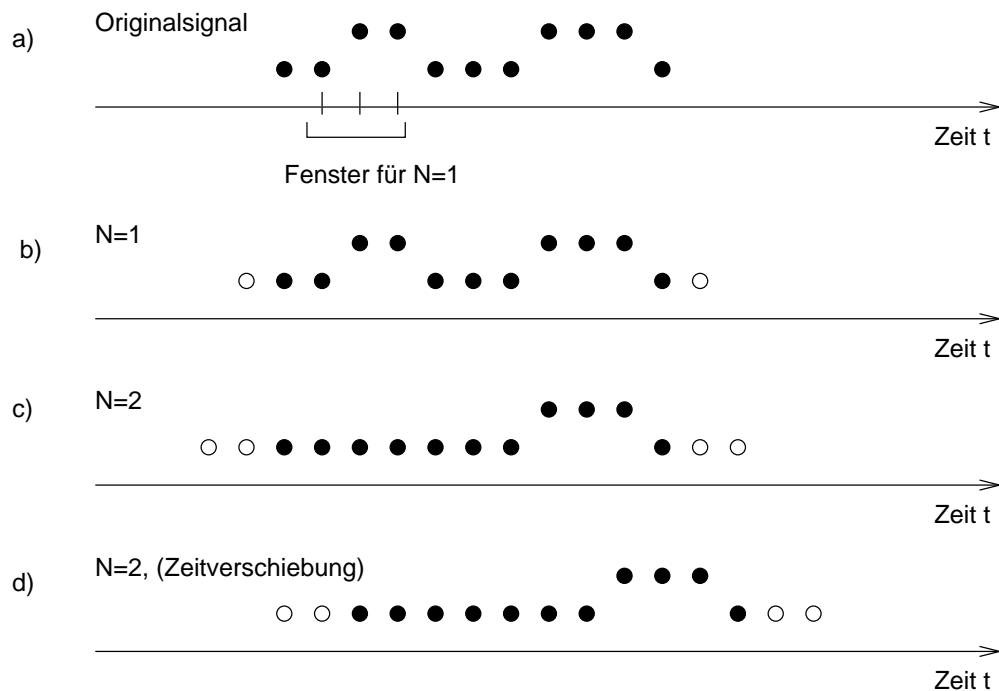


Abbildung 3.13: Median-Filter

Anstieg oder Abfall wird unverfälscht wiedergegeben (vergl. Verhalten des exponentiell gewichteten Durchschnitts an einer Diskontinuität). Die Einschränkung bezüglich der Dauer der Diskontinuität entspricht der Aussage aus dem vorigen Absatz: Ein Median vom Grad  $N$  löscht Spitzen mit einer maximalen Anzahl von  $N$  Werten vollständig.

Darüber hinaus folgen Median-Filter polynomischen Kurven hinreichend gut. Erst für größere  $N$  werden die Kurven geglättet. Abbildung 3.14 zeigt diese zwei Eigenschaften. Die Sprungfunktion  $s(x)$  im linken Graphen (a) wird unverfälscht wiedergegeben. Beim Polynom im rechten Graphen (b) wird lediglich die Kurve in der Umgebung des Minimums für größere  $N$  abgeflacht, der restliche Bereich wird korrekt wiedergegeben. Diese Eigenschaft gilt auch für Polynome höherer Ordnung. In beiden Bildern ist deutlich zu sehen, wie die Größe des Fensters die Verzögerung beeinflusst.

### 3.4.5 Hanning-Fenster

In [88] wird neben der Verwendung des nichtlinearen Medianfilters das Hinzufügen eines linearen Filters vorgeschlagen, um eine noch bessere Glättung zu erzielen; in diesem Fall ein Hanning-Fenster, wie in [12, 104] beschrieben. Die hierfür verwendete Hanning-Funktion gehört zu den Funktionen zur Überlappungsgewichtung bzw. Apodisierung (engl. *apodisation*).

Bei der Diskreten Fourier-Transformation (DFT) von Zeitfunktionen mit Diskontinuitäten (z. B. kurzen Spitzen) in den Frequenzbereich werden die Diskontinuitäten durch ein (unendlich) breites Frequenzband dargestellt. Mit Hilfe von Apodisierungsfunktionen (Abb. 3.15) kann innerhalb eines Fensters über dem Frequenzbereich das Signal am Rand des Fensters sanft auf Null gebracht werden.

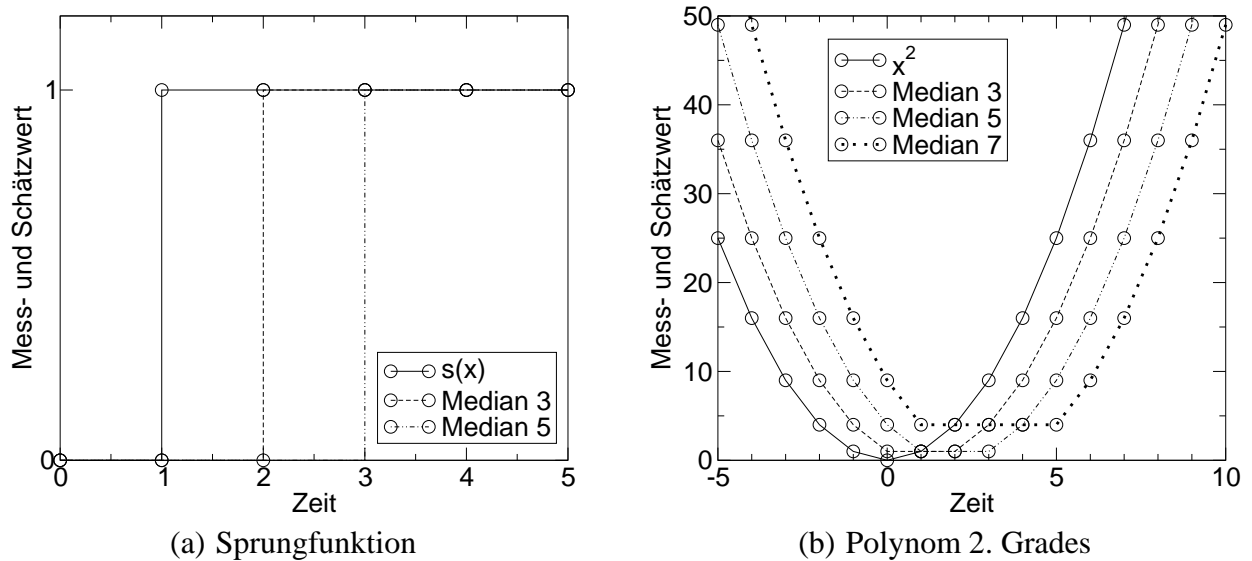


Abbildung 3.14: Auswirkung des Medians als Filter

Dadurch findet nach der Rücktransformation eine Glättung statt. Für ein Hanning-Fenster mit  $N$  Punkten werden die Werte  $w_h(i)$  wie folgt berechnet:

$$w_h(i) = \frac{1}{[0,5 \cdot N]} \left( 0,5 + 0,5 \cdot \cos \left[ \frac{2 \cdot i \cdot \pi}{N-1} \right] \right), \quad 0 \leq i < N \quad (3.11)$$

Das Hanning-Fenster ist nach [46] besonders interessant, da es sehr einfach anzuwenden ist. Findet die Berechnung im Frequenzbereich statt, ist das Fenster nur an  $(N-2)$  Stellen ungleich Null und die Werte an diesen Stellen sind binäre Brüche. Das heißt, dass eine Berechnung über eine Verschiebung anstelle einer Multiplikation bzw. Division stattfinden kann. Anstelle der Transformation in den Frequenzbereich und den dort stattfindenden  $2 \cdot N$  Verschiebungen und Additionen, können bei einem Fenster mit  $N$  Punkten auch  $N$  Multiplikationen im Zeitbereich durchgeführt werden.

Abbildung 3.15 zeigt links (a) den generellen Verlauf des Hanning-Fensters (mit einer unbestimmten Zahl von Punkten) und rechts (b) das in der Arbeit verwendete Hanning-Fenster mit drei Punkten ( $N=5$ ).

Abbildung 3.16 zeigt, wie sich das Hanning-Fenster als Filter auf die Sprungfunktion  $s(x)$  (a) und den Impuls  $i(x)$  (b) auswirkt. Im Vergleich mit dem arithmetischen Mittel aus Abb. 3.12 zeigt sich, dass das Hanning-Fenster für vergleichbare Fenstergrößen sowohl sanfter glättet als auch schneller konvergiert. Dabei ist der Rechenaufwand nur unwesentlich höher.

### 3.4.6 Exponentiell gewichteter Durchschnitt

Das prinzipielle Ziel einer mit Glättung verbundenen Abschätzung ist mit dem eines Tiefpasses (engl. *low-pass*) vergleichbar. Ein Tiefpass hat die Aufgabe, hohe Frequenzen mit Hilfe eines Widerstands und eines parallel geschalteten Kondensators herauszufiltern. Gleichmaßen soll ein Abschätzalgorithmus „hohe Frequenzen“, d. h. häufige Schwankungen der Messwerte glätten.

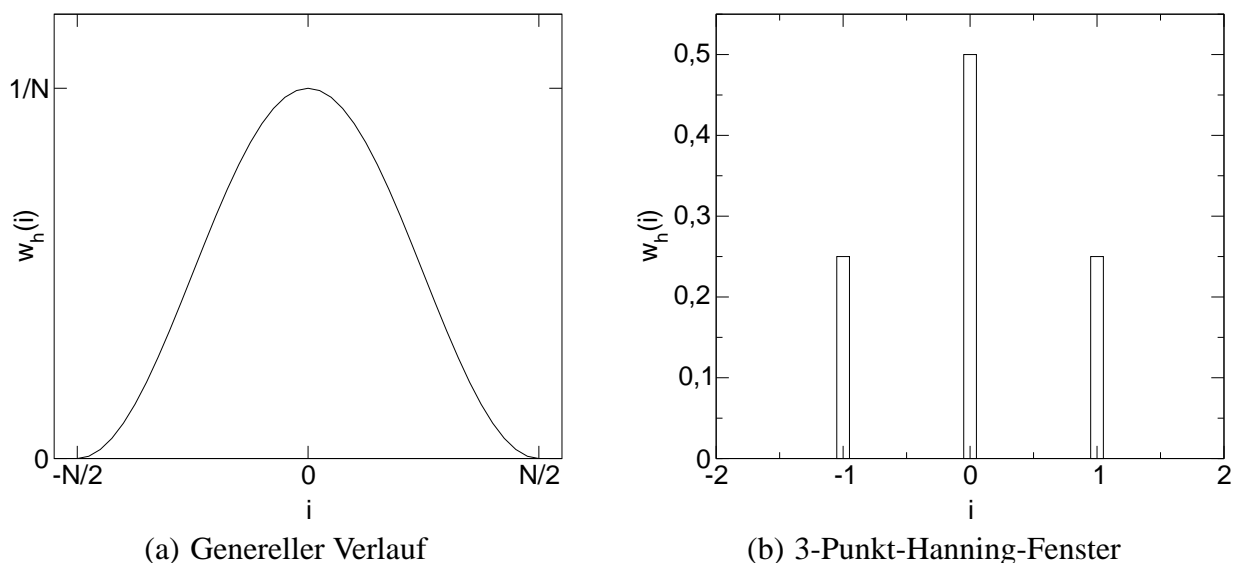


Abbildung 3.15: Verlauf eines Hanning-Fensters

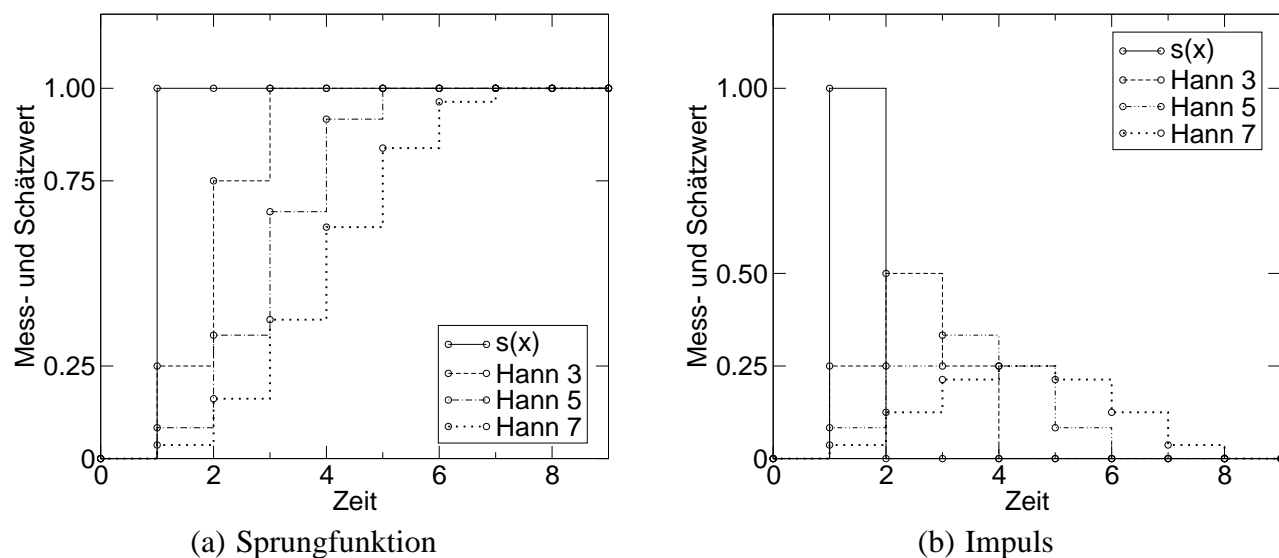


Abbildung 3.16: Auswirkung des Hanning-Fensters als Filter

Der Tiefpass realisiert einen exponentiell gewichteten Durchschnitt (engl. *exponentially weighted moving average, EWMA*). Er stellt eine Form des gleitenden Durchschnitts dar, in dem ältere Werte fortlaufend weniger Bedeutung haben. Die Grundformel zur Bestimmung des Durchschnitts ist:

$$y_i = \alpha \cdot \sum_{j=0}^i (1 - \alpha)^j \cdot x_{i-j}. \quad (3.12)$$

Für die Verwendung als Abschätzalgorithmus wird die folgende Rekursion verwendet. Der Gewichtungsfaktor  $\alpha$  liegt dabei im Wertebereich  $0 \leq \alpha \leq 1$ :

$$y_i = y_{i-1} \cdot (1 - \alpha) + x_i \cdot \alpha \quad (3.13)$$

Über eine Sprungfunktion  $s(x)$  kann das von  $\alpha$  stark abhängige Verhalten des Algorithmus gut gezeigt werden (Abb. 3.17). Für kleine  $\alpha$  verhält er sich träge und nähert sich dem Endwert langsam an, für große  $\alpha$  reagiert er schneller. Für den Grenzwert  $\alpha = 1$  ist das Verhalten identisch zur zugrunde liegenden Messung, für  $\alpha = 0$  verbleibt er auf dem Initialwert. In Abb. 3.17 ist die Glättungseigenschaft des EWMA am Beispiel der Sprungfunktion  $s(x)$  und des Impulses  $i(x)$  gut zu sehen: Bei nur kurzzeitiger Änderung der belegten Kapazität folgt die Abschätzung nur teilweise nach.

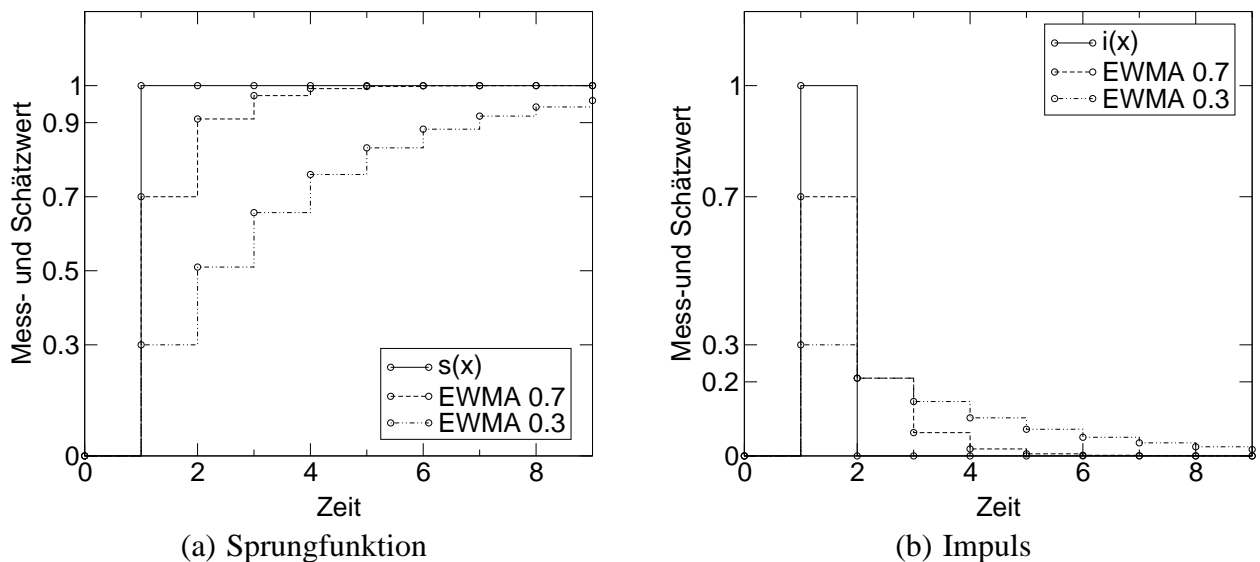


Abbildung 3.17: Auswirkung des EWMA als Filter

Dass  $\alpha$  konstant bleibt, ist der große Nachteil des EWMA. In der Regel wird  $\alpha$  nicht zu groß gewählt, um die Abschätzung stabil zu halten. Bei einem Lastsprung müsste aber die Abschätzung schneller an die aktuelle Situation angepasst werden, als es mit dem gewählten Gewicht möglich ist. Deshalb gibt es verschiedene Ansätze,  $\alpha$  dynamisch an die Verkehrssituation anzupassen.

Verschiedene Ergebnisse der Messungen können für diese Anpassung verwendet werden. Dabei wird aus den jeweiligen Ergebnissen ein Modifikator  $\gamma$  bestimmt, der das Gewicht im Sinne der besseren Anpassung an den Verkehr verändert [19].

### 3.4.6.1 Modifikation über den zeitlichen Abstand der Messwertankünfte

Der zeitliche Abstand von Messwerten wird i. d. R. in Verbindung mit einer paketorientierten Messmethode verwendet. Bei der zeitfensterbasierten Methode mit konstanter Intervalldauer würde das Gewicht konstant bleiben, weswegen der Algorithmus nur bei der zeitfensterbasierten Methode mit lastabhängigen Intervallen Verwendung finden kann. Ein Vorschlag für die Verwendung des Paketabstands findet sich in [3]. Der angepasste EWMA ergibt sich dort zu

$$y_i = y_{i-1} \cdot (1 - \alpha^\gamma) + x_i \cdot \alpha^\gamma \quad (3.14)$$

Für den Modifikator  $\gamma$  gilt dabei der Zusammenhang

$$\gamma := t_i - t_{i-1} \cdot \alpha^\gamma \quad (3.15)$$

Wenn für einen längeren Zeitraum keine Pakete ankommen, ergibt sich  $y_i \approx x_i$  wie erwartet als niedriger Wert. Für konstante Zeitabstände konvergiert  $y_i$  in Abhängigkeit von  $\alpha$  gegen einen festen Wert.

### 3.4.6.2 Modifikation über die Datenrate

Um einen Modifikator auf der Basis der gemessenen Rate  $x_i$  zu bestimmen, muss die Kapazität des Verbindungsabschnitts  $B$  bekannt sein, so dass sich

$$\gamma = \frac{x_i}{B} \quad (3.16)$$

ergibt. Die alleinige Verwendung der Rate bzw. der freien Kapazität ist nicht sinnvoll, da sonst je nach maximaler Kapazität des Verbindungsabschnitts beim selben Belegungsgrad ein anderes Ergebnis herauskäme. Unter Verwendung von Gl. (3.13) kann die Abschätzung wie folgt berechnet werden:

$$y_i = \begin{cases} y_{i-1} \cdot (1 - \alpha^{1/\gamma}) + x_i \cdot \alpha^{1/\gamma} & : x_i \neq 0 \\ 0 & : x_i = 0 \end{cases} \quad (3.17)$$

Wenn ein Verbindungsabschnitt stark belegt ist, kann jede weitere Änderung wichtig sein. Deshalb reagiert der Algorithmus für große Werte schneller. Bei wenig belasteten Abschnitten haben selbst größere Änderungen weniger Auswirkung, somit kann in diesem Bereich die Reaktion langsamer und das Verhalten stabiler sein.

### 3.4.6.3 Retrospektiver EWMA

In Abschnitt 3.4.2 wurden Möglichkeiten zur Glättung einer Messung gezeigt, um die Abschätzung zu vereinfachen. In Zusammenhang mit dem EWMA tritt jedoch ein nachfolgend gezeigtes Problem auf. Daraus wird ein modifizierter EWMA abgeleitet, der dieses Problem behebt.

In Abb. 3.18 wird der Zusammenhang zwischen den Messpunkten  $x_i$  (Kreise) und den Ergebnissen der Glättung  $z_i$  (Kreuze) beispielhaft dargestellt. Gemäß Gl. (3.13) erhält man zum Zeitpunkt  $t_3$  als Abschätzung den Wert

$$y_3 = y_2 \cdot (1 - \alpha) + z_3 \cdot \alpha \quad (3.18)$$

Bezug nehmend auf Abschnitt 3.4.2 sei daran erinnert, dass bei Glättungsverfahren als Ergebnis nicht ein einzelner Wert, sondern eine Wertereihe herauskommt. Diese enthält die zurückliegenden sowie den aktuellen geglätteten Wert und ist von zurückliegenden und vom aktuellen Messwert abhängig. Wird also zum Zeitpunkt  $t_4$  ein neuer Messwert  $x_4$  bestimmt und das Glättungsverfahren angewandt, ändern sich auch die bereits vorhandenen geglätteten Werte  $z_j \dots z_3$  ( $j$  abhängig von den Parametern des Glättungsverfahrens). In Abb. 3.19 ist dies am Beispiel von  $z_3$  zu erkennen. Aufgrund der neuen Berechnung der Glättung ergibt sich für den Zeitpunkt  $t_3$  nun ein anderer geglätteter Wert  $z'_3 \neq z_3$ . Nach der normalen Vorgehensweise wird  $y_4$  wieder gemäß Gl. (3.13) berechnet. Ersetzt man dabei  $y_3$  durch Gl. (3.18), erhält man folgende Formel:

$$y_4 = y_2 \cdot (1 - \alpha)^2 + z_3 \cdot \alpha \cdot (1 - \alpha) + z_4 \cdot \alpha \quad (3.19)$$



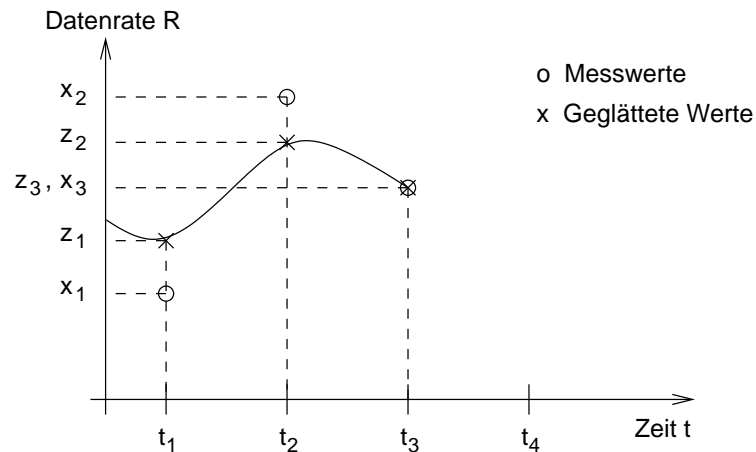


Abbildung 3.18: Zusammenhang zwischen Messwerten und geglätteten Messwerten

Für  $\alpha$ , das sinnvollerweise im Bereich von  $0,2 \dots 0,8$  liegt, wird  $z_3$  somit mit einem Anteil von  $0,16 \dots 0,25$  in das Gesamtergebnis eingefügt<sup>2</sup>.

Die auf dem neuesten Messwert basierende Glättung zeigt, dass  $z_3$  keine gute Glättung war.  $y_4$  sollte also auf  $z'_3$  anstatt auf  $z_3$  basieren. Dies ist jedoch nicht einfach möglich, da  $y_4$  über  $y_3$  bestimmt wird, das selbst auf  $z_3$  basiert, da zum Zeitpunkt seiner Berechnung  $z'_3$  noch nicht bekannt war.

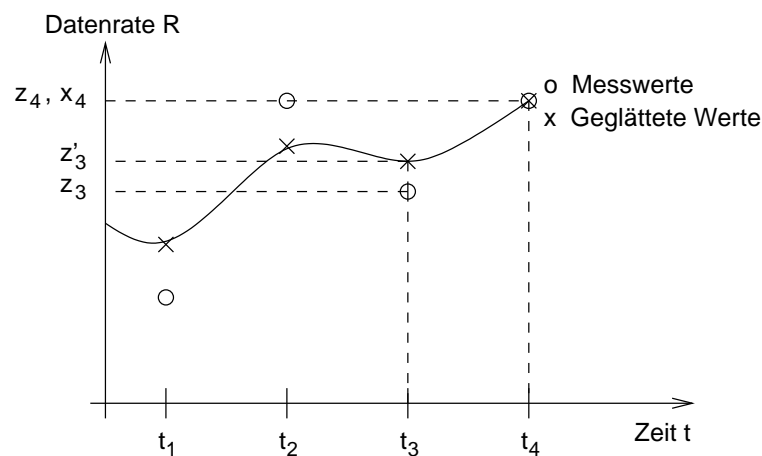


Abbildung 3.19: Nachträgliche Änderung von Glättungswerten

Die Lösung für dieses Problem ist der retrospektive EWMA, der eine „Korrektur der Vergangenheit“ vorsieht. Basierend auf der Fenstergröße des Glättungsverfahrens wird bis zu der Abschätzung zurückgegangen, die von der aktuellen Glättung nicht mehr betroffen ist, d. h. deren zugrunde liegender geglätteter Wert unverändert bleibt. Würde für das Beispiel in Abb. 3.19 ein Fenster der Größe 3 gewählt, wäre  $y_1$  die letzte stabile Abschätzung, da  $z_1$  bei der aktuellen Glättung unverändert bliebe. Alle nachfolgenden Abschätzungen werden aufgrund der neu geglätteten Werte wieder berechnet. Im Beispiel wären dies  $y_2$  und in weiteren Schritten  $y_3$  und  $y_4$ . Um die Abschätzung  $y_i$  zur Zeit  $t_i$

<sup>2</sup>Ersetzt man noch  $y_2$ , sieht man, dass selbst  $z_2$  noch mit einem Anteil von  $0,03 \dots 0,15$  in das Ergebnis einght.

unter Verwendung eines Fensters der Größe  $n$  allgemein zu berechnen, werden basierend auf der Abschätzung  $y_{i-n}$  die Abschätzungen  $y_{i-n+1} \dots y_i$  schrittweise mit dem EWMA neu berechnet.

### 3.4.7 Diskretisierung

Die in den vorangehenden Abschnitten vorgestellten Verfahren sorgen zwar für eine Glättung oder sinnvolle Abschätzung der Messwerte, aber die Ergebnisse sind immer noch kontinuierlich und liegen im gesamten Bereich der möglichen Werte, d. h.  $0 \leq y_i \leq B$ . Dadurch sind beliebig viele Änderungen des Abschätzwerts möglich und die Anzahl der Aktualisierungen des Wegesucheprotokolls kann groß werden. Durch Verringerung des Wertebereichs der Abschätzung kann für eine größere Konstanz gesorgt werden, womit weniger Aktualisierungen notwendig sind. Dies geht mit Hilfe der Diskretisierung bzw. Quantisierung (engl. *discretisation, quantisation*) [44].

Bei der Diskretisierung werden die Messwerte  $x_i$ , mit  $0 \leq x_i \leq B$ ,  $x_i \in \mathbb{R}$ , auf eine begrenzte Anzahl von Schätzwerten  $y_i = \{l_0, l_1, \dots, l_D - 1\}$ ,  $D \in \mathbb{N}$ , abgebildet. Abbildung 3.20 zeigt die Abbildungsanweisung einer allgemeinen Diskretisierung: Die x-Achse entspricht den Messwerten, die y-Achse den Abschätzungen,  $s_j$  heißen Schwellwerte (engl. *threshold*) und  $l_j$  sind die Diskretisierungsstufen (engl. *level*). Ein Ausgangswert  $l_j$  wird einem Eingangswert  $x_i$  zugeordnet, wenn  $s_{j-1} \leq x_i < s_j$  gilt. Der Bereich der x-Achse, der einer Stufe  $l_j$  zugeordnet wird, heisst Zone  $Z_j$ . Wie in der Abbildung zu sehen ist, müssen weder die Schwellen, noch die Stufen einer bestimmten Verteilung gehorchen, sondern können i. Allg. frei gewählt werden. Prinzipiell wird bei der Diskretisierung jedem Eingangswert  $x_i$  ein eindeutiger Ausgangswert  $y_i = l_j$  zugewiesen. Die Verwendung von Hysteresen (s. Abschnitt 3.4.7.2) führt jedoch zu einer Ausnahme.

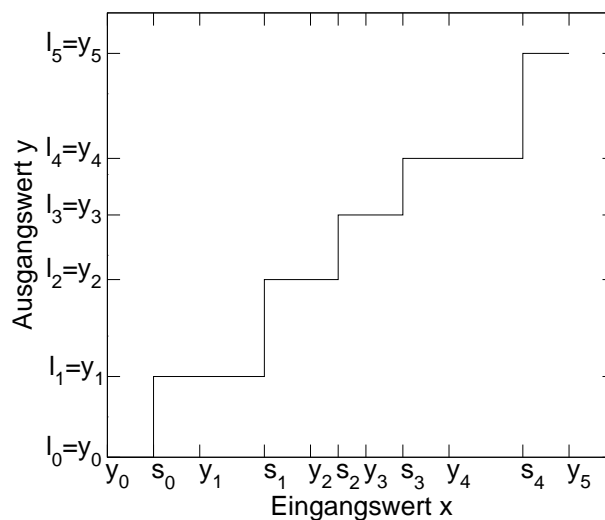


Abbildung 3.20: Prinzipielle Darstellung einer Diskretisierung ( $D = 6$ )

Die Diskretisierung kann mit einer geringen Stufenanzahl für eine hohe Stabilität sorgen. Dabei ist aber wichtig, dass die Positionierung der Stufen mit der Verteilung der Messwerte  $x_i$  zusammenhängt. Ergibt sich für  $x_i$  eine Häufung in einem bestimmten Wertebereich und sind genau in diesem

Bereich mehrere Zonen positioniert, nimmt die Stabilität deutlich ab. Umgekehrt steigt die Stabilität wenn in diesem Bereich nur eine Zone positioniert ist. Für eine sinnvolle Verteilung der Schwellwerte ist eine Kenntnis der Verteilungsdichtefunktion der Messwerte notwendig.

Ein weiteres Stabilitätsproblem entsteht an den Schwellen selbst. Wenn die Messwerte ständig um eine Schwelle schwanken, alterniert der Schätzwert zwischen benachbarten Stufen. Liegen die Messwerte in einem sehr kleinen Bereich um die Schwelle, ist zur Instabilität auch noch ein sehr großer Fehler vorhanden. In Abschnitt 3.4.7.2 wird eine Lösung dieses Problems beschrieben.

Entgegengesetzt zur Stabilität nimmt die mittlere Genauigkeit der Schätzwerte mit einer geringeren Anzahl von Stufen prinzipiell ab. Es gilt jedoch auch hier der Zusammenhang zwischen der Verteilungsdichtefunktion der Messwerte und der Positionierung der Schwellen. Werden in ein Gebiet mit hoher Messwertdichte viele Schwellwerte gesetzt, erhält man kleine Zonen und der mittlere Fehler nimmt ab. Ist eine Zone hingegen groß und es befinden sich viele Messwerte darin, steigt der mittlere Fehler [68, 70].

### 3.4.7.1 Gleichförmige Diskretisierung

Oftmals ist die Verteilungsdichtefunktion der Messwerte nicht im voraus bekannt, weil sie z. B. nur sehr schwer zu ermitteln ist oder sich permanent ändert. In diesem Fall bietet es sich an, von einer Gleichverteilung der Messwerte auszugehen und dann ist die gleichförmige Diskretisierung (engl. *uniform discretisation*), bei der die Stufen in äquidistanten Abständen über den Wertebereich verteilt sind, die sinnvollste Wahl (Abb. 3.21). Die Größe einer Zone  $S_z$  ergibt sich also bei  $D$  Stufen zu

$$S_z = \frac{B}{D-1}. \quad (3.20)$$

Die Stufen liegen hierbei an den Punkten

$$l_j = j \cdot S_z, \quad j = 0, 1, \dots, D-1. \quad (3.21)$$

Um die Fehler so gering wie möglich zu halten, werden die Schwellen genau in die Mitte zwischen die Stufen gesetzt, d. h.

$$s_j = (j+0,5) \cdot S_z, \quad j = 0, 1, \dots, D-1. \quad (3.22)$$

Damit erhält man einen maximalen absoluten Quantisierungsfehler von

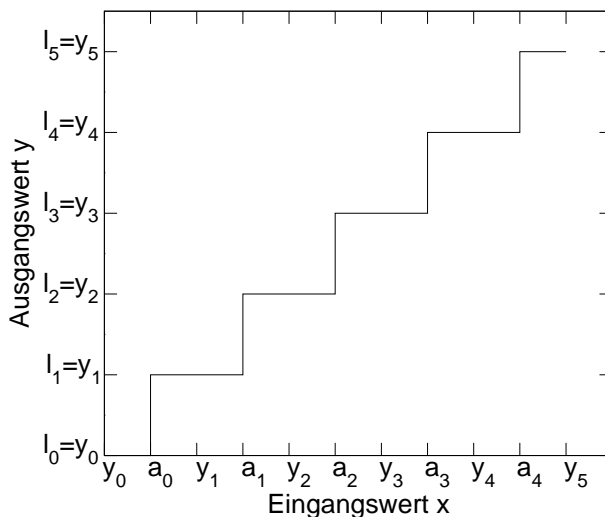
$$E_a = \frac{S_z}{2} = \frac{B}{2 \cdot (D-1)} \quad (3.23)$$

Die Stabilität lässt sich über die mittlere Zustands-Übergangswahrscheinlichkeit  $P_T$ <sup>3</sup> bestimmen, die umso kleiner ist, je stabiler die Diskretisierung arbeitet:

$$P_T = \frac{D-1}{D} \quad (3.24)$$

Die einfache gleichförmige Diskretisierung ist gedächtnislos, d. h. die Ausgangswerte werden immer nur in Abhängigkeit des aktuellen Eingangswertes bestimmt.

<sup>3</sup>Es wird angenommen, dass  $P_T$  gleichverteilt ist, siehe Annahme der Gleichverteilung der Messwerte.

Abbildung 3.21: Gleichförmige Diskretisierung ( $D = 6$ )

### 3.4.7.2 Diskretisierung mit Hysterese

Die Verwendung von Hysteresen soll helfen, die Stabilität der Diskretisierung zu erhöhen. Eine Diskretisierung, die Hysteresen verwendet, gehört in die Klasse der gedächtnisbehafteten Diskretisierungen, da der aktuelle Ausgangswert vom aktuellen Eingangswert und vom letzten Ausgangswert (bzw. Eingangswert) abhängt. Abbildung 3.22 zeigt die Abbildungsanordnung einer solchen Diskretisierung. Die Größe einer Hysterese  $h$  wird i. d. R. als prozentualer Anteil der Größe ihrer Zone

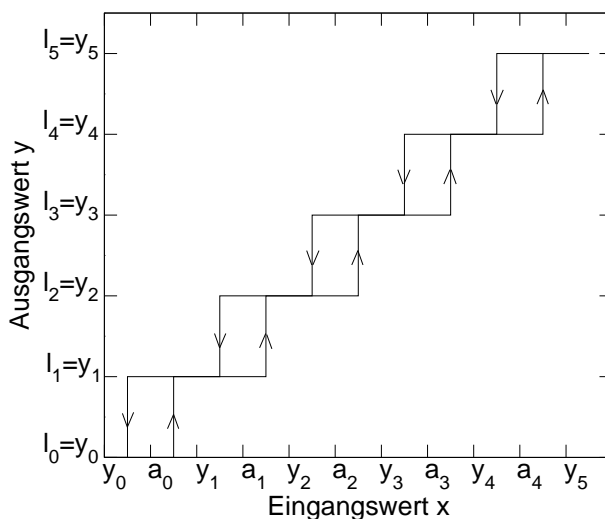


Abbildung 3.22: Diskretisierung mit Hysterese

angegeben. Eine Beschränkung von  $0 \leq h \leq 1$  ist sinnvoll, obwohl auch eine größere oder sogar kleinere Hysterese gewählt werden kann. Jede Zone, mit Ausnahme der ersten und letzten, besitzt eine untere und eine obere Hysterese. Wenn ein Messwert  $x_i$  ausgewertet werden soll, wird zuerst geprüft, in welcher Zone  $Z_j$  der Vorgängerwert  $x_{i-1}$  lag. Liegt der neue Messwert auch in  $Z_j$  oder einer ihrer

Hysteresen, wird als Ausgangswert ebenfalls  $y_i = l_j$  bestimmt. Liegt der neue Wert über oder unter den Hysteresen, wird ihm der Wert  $y_i = l_{j+k}$  bzw.  $y_i = l_{j-k}$  zugewiesen<sup>4</sup>. Durch die Einführung der Hysteresen ist die Abbildung der Eingangswerte auf die Ausgangswerte nicht mehr eindeutig, stattdessen hängt es vom Vorgängerwert ab, welcher Ausgangswert gewählt wird.

Hysteresen sorgen zwar für eine größere Stabilität im Schwellwertbereich, vergrößern aber gleichzeitig den Fehler. Der maximale absolute Fehler, bezogen auf die belegte Kapazität  $B$ , liegt bei

$$E_a = \frac{(1 + 2 \cdot h) \cdot B}{2 \cdot (D - 1)}. \quad (3.25)$$

Um den Fehler mindestens gleich wie bei einer Diskretisierung ohne Hysterese zu halten, muss die Anzahl der Stufen erhöht werden und zwar auf

$$D_{\text{Hyst}} = D_{\text{keineHyst}} + \lceil 2 \cdot h(D_{\text{keineHyst}} + 1) \rceil. \quad (3.26)$$

Abbildung 3.23 zeigt, wie sich der Fehler der Diskretisierung mit der Hysterese ändert. Im linken Bild (a) wird die Anzahl der Stufen bei Einführung der Hysterese konstant gehalten, im rechten Bild (b) wird eine Anpassung der Stufenanzahl mit betrachtet. Durch die Erhöhung der Stufenanzahl wird nicht nur garantiert, dass der Fehler nach wie vor maximal 50% der Zonengröße beträgt, des Weiteren sinkt der Fehler sogar signifikant, weil die Anzahl der Stufen nur eine natürliche Zahl sein kann.

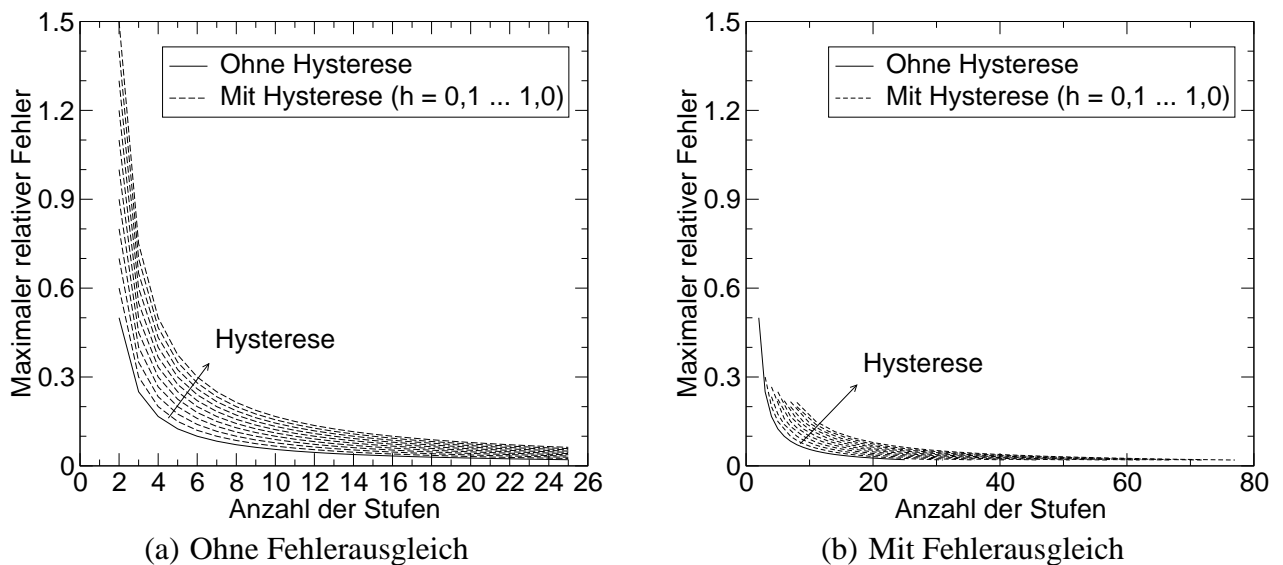


Abbildung 3.23: Maximaler relativer Fehler bei der gleichförmigen Diskretisierung

Durch die Erhöhung der Stufen zur Fehlerbegrenzung wird im Gegenzug aber die Stabilität verringert. Die mittlere Wahrscheinlichkeit für einen Stufenübergang unter Verwendung einer Hysterese ändert sich im Vergleich zu Gl. (3.24) in

$$P_T = 1 - \frac{D \cdot (1 + 2 \cdot h) - 1 - 3 \cdot h}{D \cdot (D - 1)} \quad (3.27)$$

<sup>4</sup> $k$  hängt vom Abstand des neuen Messwerts gegenüber dem alten ab.

Abbildung 3.24 zeigt, wie sich die Übergangswahrscheinlichkeit in eine andere Stufe unter Verwendung einer Hysterese verändert. Im linken Bild (a) wird die Anzahl der Stufen gleich gehalten, d. h. der größere Fehler wird nicht ausgeglichen. Im rechten Bild (b) wird bei Einführung einer Hysterese die Anzahl der Stufen erhöht, um den Fehler möglichst gleich zu halten. In der Realität wird

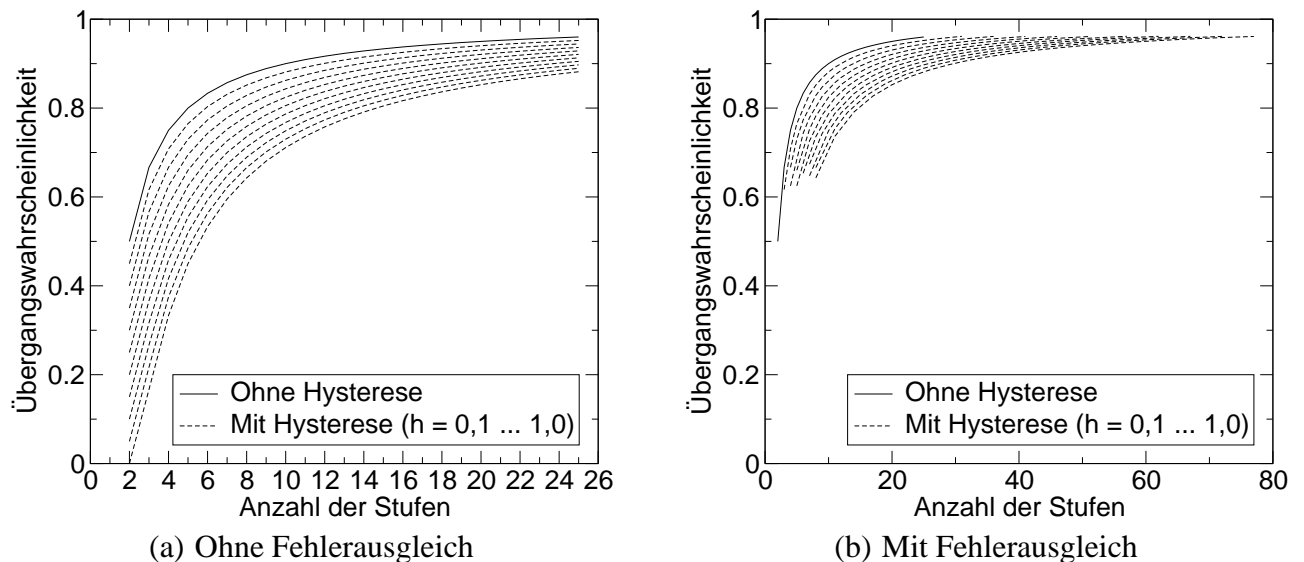


Abbildung 3.24: Mittlere Übergangswahrscheinlichkeit auf eine andere Stufe bei der gleichförmigen Diskretisierung

man jedoch die Anzahl der Stufen eher gleich halten. Hysteresen sind dann sinnvoll, wenn es zu Punkthäufungen innerhalb einer Zone kommt, um einzelne Ausreißer in andere Zonen abzufangen. In diesem Fall werden große Fehler aber selten vorkommen, so dass sie toleriert werden können.

### 3.4.7.3 Diskretisierung mit Begrenzung der Hysterese

Neben der Erhöhung der Anzahl an Stufen gibt es einen zweiten Ansatz, um den durch Hysterese erhöhten Fehler zu verringern. Sobald ein Wert  $x_i$  nur aufgrund der Hysterese auf die selbe Stufe wie sein Vorgänger  $x_{i-1}$  abgebildet wird, wird ein Zähler gestartet. Dieser Zähler wird zurückgesetzt, wenn  $x_{i+k}$  nicht mehr in der Hysterese liegt. Erreicht der Zähler den Maximalwert  $N$ , wird  $x_{i+N-1}$  auf die Stufe  $l_{j-1}$  bzw.  $l_{j+1}$  abgebildet, die sich mit der Hysterese überlappt. Während also die normale Diskretisierung mit Hysterese über einen unendlichen Speicher verfügt, wird hier die Hysterese-Eigenschaft auf  $N$  Vorgänge begrenzt. Allgemein gilt, dass ein kleinerer Speicher das Abschätzergebnis instabiler macht, ein größerer hingegen den Fehler vergrößert.

# Kapitel 4

## Bewertungsverfahren

Die Bewertung der Mess- und Abschätzmethoden als Filter kann nur im Kontext einer Aufgabenstellung geschehen, da je nach Anwendung andere Eigenschaften im Vordergrund stehen. Selbst bei einer bestimmten Anwendung können verschiedene Bewertungskriterien existieren, die alle zu einem gewissen Grad befriedigt werden müssen. Teilweise sind diese Anforderungen gegensätzlich, so dass eine Lösung, die ein Kriterium gut erfüllt, schlechte Ergebnisse bezüglich eines anderen Kriteriums ergibt. Ein Beispiel dafür sind Stabilität und Genauigkeit einer Messung: Das stabilste Ergebnis einer Messung ist eine Konstante, die aber i. d. R. sehr ungenau ist. Die genaueste ist die den realen Verhältnissen entsprechende (d. h. eine Messung auf der Ebene des Bittakts), die jedoch meist stark schwankt.

Es gilt also ein Verfahren zu finden, das für mehrere, teilweise widersprüchliche Kriterien die beste Mess- und Abschätzmethode auswählt und dabei noch die Randbedingungen der einzelnen Kriterien berücksichtigt. Dabei handelt es sich um ein Optimierungsproblem, das unter dem Namen Vektor-Optimierungsproblem (engl. *vector optimisation problem*) oder auch Multi-Kriterien-Optimierungsproblem (engl. *multi objective or multi criteria optimisation problem*) bekannt ist. In diesem Kapitel soll kurz das üblicherweise eingesetzte Verfahren zur Lösung solcher Probleme, das Gewichtungungsverfahren, vorgestellt werden. Seine Nachteile werden aufgezeigt und es wird begründet, warum es im Weiteren nicht verwendet werden kann. Im Anschluss daran wird beschrieben, wie mit Hilfe des Referenzpunkt-Verfahrens [110] — für das eine, an besondere Randbedingungen dieser Aufgabenstellung, angepasste Variante entworfen wurde — diese Nachteile beseitigt werden können.

### 4.1 Grundlagen der Vektor-Optimierungsprobleme

In den folgenden Abschnitten werden einige Grundlagen der Vektor-Optimierungsprobleme eingeführt, die für das weitere Verständnis notwendig sind. Diese Grundlagen sind wesentlich für alle Lösungsansätze und helfen, das mathematische Modell aufzustellen, mit dem die Bewertung stattfindet. Die im Folgenden verwendeten Definitionen finden sich z. B. in [6, 24].

### 4.1.1 Designvariablen

Designvariablen (engl. *design variables*) stellen die einzelnen Elemente des zu optimierenden Vektors dar. Jede Designvariable kann einem unterschiedlichen Kriterium entsprechen (z. B. Genauigkeit), es können jedoch auch mehrere Designvariablen verschiedenen Aspekten eines einzigen Kriteriums entsprechen (z. B. Abweichung vom Mittelwert, Abweichung vom vorherigen Wert).

In Abschnitt 4.4.1 wird z. B. das Kriterium der Abschätzgenauigkeit beschrieben. Verschiedene Designvariablen können hier z. B. für die absolute Differenz zwischen Schätzung und Originalkurve bzw. die Korrelation der beiden Kurven verwendet werden. Dabei ist zu beachten, dass die Designvariablen nicht exakt den gleichen Aspekt vertreten. Sonst wird bei Verwendung mehrerer unterschiedlicher Designvariablen für ein Kriterium dessen Gewicht bei der Gesamtbetrachtung erhöht.

Die Designvariablen werden mit  $q_j, j = 1 \dots n$ , bezeichnet<sup>1</sup>, so dass der Vektor der Designvariablen  $\vec{q}$  wie folgt definiert ist:

$$\vec{q} = \begin{bmatrix} q_1 \\ \vdots \\ q_n \end{bmatrix} \quad (4.1)$$

Die Variablen  $q_j$  entsprechen selten direkt einer mess- oder berechenbaren Größe (z. B. der mittleren Auslastung oder dem Korrelationsfaktor), sondern werden durch eine Abbildungsfunktion aus der Größe erzeugt (siehe Abschnitt 4.1.3). In der Regel wird für die Bewertung eines Verfahrens nicht nur ein Designvariablen-Vektor aufgestellt. Statt dessen wird durch Parametrisierung des Verfahrens eine Schar von Vektoren erzeugt.

### 4.1.2 Randbedingungen

Um bei der Lösung des Optimierungsproblems nur sinnvolle Ergebnisse zu bekommen, werden Randbedingungen formuliert, die den Lösungsraum auf den Raum der tatsächlich vorkommenden Lösungen reduzieren. Prinzipiell können dabei Ungleichheits- und Gleichheitsrandbedingungen auftreten (engl. *inequality and equality constraints*). Die Randbedingungen können sich dabei auf den gesamten Vektor  $\vec{q}$  beziehen oder aber nur auf eine Untermenge davon. Im Extremfall ist die Beschränkung auf ein einzelnes Element möglich.

Ungleichheitsrandbedingungen werden in der Regel wie folgt dargestellt:

$$\vec{g}(\vec{q}) \geq \vec{0}. \quad (4.2)$$

wobei  $\vec{g}$  die Randbedingungen  $g_j, j = 1, \dots, J$  beinhaltet. Für die Gleichheitsrandbedingungen gilt analog dazu

$$\vec{h}(\vec{q}) = \vec{0}. \quad (4.3)$$

---

<sup>1</sup>Bei der Beschreibung der in dieser Arbeit verwendeten Designvariablen wird aus Gründen der besseren Übersicht anstelle eines Index das Formelzeichen des Kriteriums verwendet.



Existiert für ein einzelnes Element eine Gleichheitsrandbedingung, ist dies eine große Vereinfachung des Problems. Ein solcher Fall kommt in der Realität jedoch nur selten vor. Im Zusammenhang mit dem hier gestellten Problem sind nur Ungleichheitsrandbedingungen vorhanden. Darüber hinaus beziehen sich die Ungleichheiten immer nur auf ein einzelnes Element des Vektors  $\vec{q}$ . Als Beispiel dient wieder die Genauigkeit einer Abschätzung. Sei  $q_{E_{\text{ma}}}$  die Designvariable für den mittleren absoluten Fehler, so gilt

$$0 \leq q_{E_{\text{ma}}} \leq \max\{x_i, B - x_i\} \quad (4.4)$$

wobei  $x_i$  der Messwert und  $B$  die Kapazität des Verbindungsabschnitts ist. Dies bedeutet, dass der absolute Fehler nie kleiner als 0 und nie größer als die Kapazität sein kann.

### 4.1.3 Zielfunktionen

Die Zielfunktionen (engl. *objective functions*)  $\vec{f}(\vec{q})$  stellen den abschließenden Schritt in der Problemstellung dar, indem sie die eigentliche Optimierungsaufgabe beschreiben. In der Regel werden diese Funktionen so aufgestellt, dass sie minimiert werden müssen. Für Designvariablen, die auf maximale Werte ausgelegt sind, kann durch Multiplikation mit  $-1$  oder durch Subtraktion von einem Maximalwert ebenfalls eine Minimierung herbeigeführt werden<sup>2</sup>.

Fasst man die Designvariablen, die Randbedingungen und die Zielfunktion zusammen, so erhält man als Problemstellung den Term

$$\min\{\vec{f}(\vec{q}) : \vec{h}(\vec{q}) = \vec{0}, \vec{g}(\vec{q}) \leq \vec{0}\}; \quad \vec{q} \in \mathbb{R}^n \quad (4.5)$$

dessen Lösung das beste Ergebnis liefert. Es ist zu beachten, dass eine Zielfunktion  $f_i \in \vec{f}$  nicht alle Elemente aus  $\vec{q}$  einbeziehen muss. Im Extremfall kann für jedes Element eine eigene Zielfunktion existieren, die es zu optimieren gilt. Im anderen Extremfall gibt es nur eine einzige Zielfunktion, die alle Elemente von  $\vec{q}$  verwendet. Dann reduziert sich das Problem der Optimierung deutlich. Das später vorgestellte Referenzpunkt-Verfahren wird nur eine Zielfunktion verwenden.

### 4.1.4 Pareto-Optimalität

Unter Anwendung der Zielfunktionen lässt sich die optimale Lösung bezüglich eines bestimmten Problems und eines sinnvollen Lösungsraumes finden. Eventuell muss dafür jedoch eine große Anzahl an Ergebnisvektoren  $\vec{q}$  untersucht werden. Nicht alle stellen sinnvolle Lösungen dar, manche sind sofort als unbrauchbar erkennbar, bei anderen ist dies nicht so offensichtlich. Über das Konzept der Pareto-Optimalität kann bereits eine Vorauswahl getroffen werden.

---

<sup>2</sup>Im Rahmen dieser Arbeit wird dennoch maximiert. Die Ergebnisse fallen durch geeignete Behandlung gleich aus, sind aber deutlich anschaulicher.

Innerhalb der Menge aller Lösungen wird eine Lösung  $\mathcal{A}$  pareto-optimal genannt, wenn es keine andere Lösung  $\mathcal{B}$  gibt, die hinsichtlich aller Kriterien besser als Lösung  $\mathcal{A}$  ist [29]. In Abb. 4.1 ist diese Beschreibung für Lösungen mit nur zwei Kriterien (bzw. Designvariablen) graphisch dargestellt. Die beste aller möglichen Lösungen sei im Ursprung. Eine Lösung  $\mathcal{A}$  ( $q_{1_a}, q_{2_a}$ ) ist pareto-optimal, wenn es keine Lösung  $\mathcal{B}$  gibt, für die gilt  $0 \leq q_{1_b} < q_{1_a}$  und  $0 \leq q_{2_b} < q_{2_a}$ .

In den zwei Graphen liegen alle pareto-optimalen Lösungen auf der gestrichelten Linie (der sog. Pareto-Front) und es kann sowohl konvexe (Abb. 4.1a), als auch konkave Lösungen (Abb. 4.1b) geben. Im Fall der konkaven Lösungen bekommt man sog. minderwertige (engl. *inferior*) Lösungen, im Beispiel ist dies Punkt 3. Dass es Schwierigkeiten geben kann, minderwertige Lösungen zu finden, wird später gezeigt. Wie Abb. 4.1 zeigt, kann es stets eine ganze Reihe von pareto-optimalen Lösungen geben, aus denen die beste Gesamtlösung bestimmt werden muss. Da alle nicht-pareto-optimalen Lösungen sicherlich schlechter sind (Punkte 4 und 5), werden sie im Folgenden nicht mehr betrachtet.

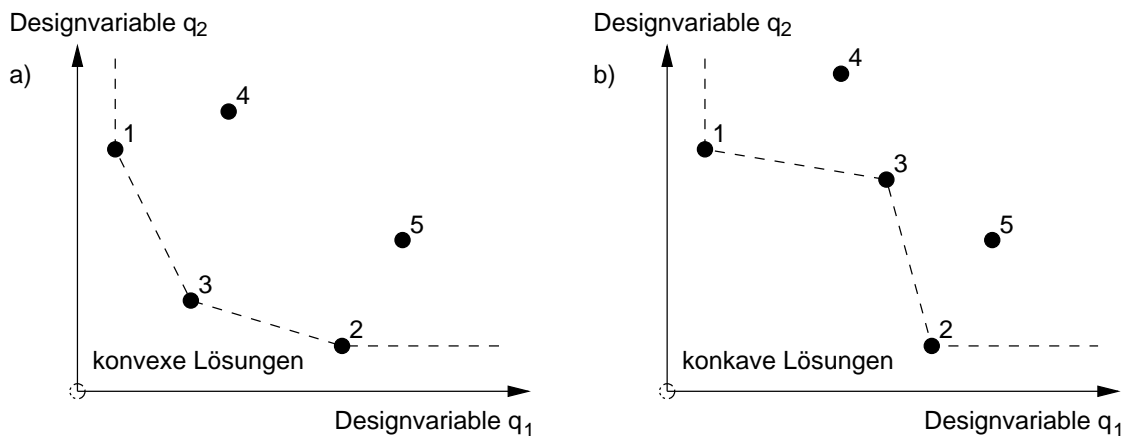


Abbildung 4.1: Graphische Darstellung der Pareto-Optimalität mit a) konvexen und b) konkaven Lösungen

## 4.2 Gewichtung und Referenzpunkt-Verfahren

### 4.2.1 Gewichtete Summe

Bei der gewichteten Summe wird jede einzelne Zielfunktion mit einem Gewicht versehen und die Ergebnisse werden aufsummiert. Dadurch erhält man eine einzige Kostenfunktion, deren Minimierung einfacher ist:

$$f(\vec{q}) = \sum_{i=1}^I w_i f_i(\vec{q}) \quad \text{mit} \quad \sum_{i=1}^I w_i = 1 \quad (4.6)$$

Ein wesentliches Problem der gewichteten Summe ist, dass die Wichtigkeit einer einzelnen Designvariablen im voraus und *in Abhängigkeit von den anderen Variablen* festgelegt wird. Das heißt,

sobald eine Designvariable ein höheres Gewicht besitzt, ist sie automatisch wichtiger als alle Designvariablen mit niedrigerem Gewicht. Obwohl dies prinzipiell oft möglich ist, gibt es viele Bereiche, in denen solche Vorabfestlegungen nicht oder nicht einfach durchführbar sind.

Ein Beispiel für einen einfachen Fall der Gewichtung von Designvariablen ist der Vergleich von Bauteilen mehrerer Hersteller: wenn davon ausgegangen werden kann, dass die Hersteller die Fertigungstoleranzen sicher einhalten, ist das Gewicht für die Bauteilkosten höher zu wählen, als das für die Genauigkeit der Maße. Ein Beispiel, bei dem die Gewichtung schwierig und nicht allgemein wählbar ist, ist eben der Vergleich mehrerer Abschätzverfahren. Je nachdem, welches der in Abschnitt 3.4.1.2 genannten Kriterien im Anwendungsfall wichtiger ist, müsste das Gewicht angepasst werden. Eventuell kann sich sogar das Gewicht eines Kriteriums ändern, wenn ein anderes über oder unter einer gewissen Schwelle liegt, so dass eine starre Gewichtung nicht sinnvoll ist.

Ein weiteres Problem stellen minderwertige pareto-optimale Lösungen dar, die durch die gewichtete Summe nicht ausgewählt werden können. Dies soll im Folgenden an einem Beispiel mit zwei Designvariablen gezeigt werden. Die Aussage ist genauso für den n-dimensionalen Raum gültig.

Abbildung 4.2 zeigt die drei pareto-optimale Lösungen 1, 2 und 3 in einem kartesischen Koordinatensystem, das durch die beiden unabhängigen Designvariablen  $q_1$  und  $q_2$  aufgespannt wird. Die optimale Lösung liegt im Ursprung. Lösung 1 erzielt relativ gute Werte bezüglich  $q_1$ , während sie bezüglich  $q_2$  schlecht abschneidet. Bei Lösung 2 ist es genau umgekehrt. Lösung 3 liegt irgendwo zwischen den beiden anderen Lösungen.

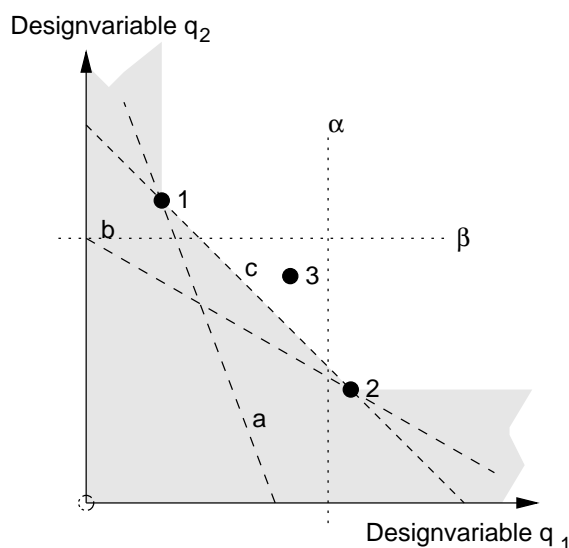


Abbildung 4.2: Unerreichbarkeit von konkaven Lösungen bei gewichteter Summe

Die allgemeine Gewichtungsfunktion für die beiden Designvariablen lautet

$$f(q_1, q_2) = w_1 \cdot f_1(q_1) + w_2 \cdot f_2(q_2). \quad (4.7)$$

Dabei sind  $w_1$  und  $w_2$  die Gewichte für die jeweilige Designvariable und  $f_1(q_1)$  und  $f_2(q_2)$  die Werte, welche die einzelnen Zielfunktionen hinsichtlich dieser Designvariablen erreichen. Als Ergebnis wird

die Lösung gewählt, für die  $f(q_1, q_2)$  minimal wird. Ohne näher darauf einzugehen, sei hier kurz erwähnt, dass die Ergebnisse der Zielfunktionen natürlich vergleichbar, d. h. im selben Wertebereich sein müssen.

Das Ergebnis der Gewichtungsfunktion lässt sich auch grafisch darstellen (s. Abb. 4.2). Durch Einzeichnen einer Geraden mit der Steigung

$$w = -w_1/w_2 \tag{4.8}$$

und durch Verschiebung dieser Geraden, ausgehend vom Ursprung, erhält man die bezüglich der gewählten Gewichte beste Lösung: Sobald die Gerade eine der pareto-optimalen Lösungen berührt, ist das Ergebnis gefunden.

Für den Fall, dass  $q_1$  stärker gewichtet werden soll, erhält man aus der Gewichtungsfunktion eine Gerade vom Typ a, d. h. mit starker Steigung. Für den Fall dass  $q_2$  stärker gewichtet werden soll, erhält man eine Gerade vom Typ b, d. h. mit schwächerer Steigung. Der Sonderfall  $w_1 = w_2$  hat für diese Anwendung keine besondere Bedeutung. Falls allerdings die Gewichtung der Designvariablen eine Gerade vom Typ c ergibt<sup>3</sup> ist keine der beiden Lösungen besser. Eine Entscheidung muss mit anderen Mitteln herbeigeführt werden.

Der gesamte Raum, der bei Vorhandensein der Lösungen 1 und 2 durch dieses Verfahren abgedeckt wird, entspricht der grauen Fläche in der Abbildung. Es gibt keine Geraden, die außerhalb dieser Fläche liegen und einen der beiden Punkte berühren d. h. die beste Lösung muss in diesem, bezüglich der pareto-optimalen Lösungen konvexen, Bereich liegen. Dies bedeutet letztendlich, dass eine Lösung 3 nie als beste ausgewählt werden kann, obwohl sie eine pareto-optimale Lösung ist. Wie gezeigt (siehe auch [28]), ist dies unabhängig von den verwendeten Gewichten. Die gewichtete Summe gehört deshalb zu den sog. non-pareto Techniken.

Zur Verdeutlichung des Problems sind noch die gepunkteten Linien  $\alpha$  und  $\beta$  eingezeichnet. Wenn sie einen gewünschten, aber nicht geforderten Güterwert für jede Designvariable anzeigen, sieht man, dass 1 und 2 jeweils nur für eine Designvariable die Vorgabe erfüllen, während 3 beide erfüllt und dennoch nicht ausgewählt wird. Eine naheliegende Beschränkung des Wertebereichs der Designvariablen auf  $0 \leq f_1(q_1) < \alpha$  und  $0 \leq f_2(q_2) < \beta$  löst das Problem nicht, da immer Lösungen 1 und 2 existieren können, die zwischen Lösung 3 und  $\alpha$  bzw.  $\beta$  liegen<sup>4</sup>.

## 4.2.2 Referenzpunkt-Verfahren

Mit Hilfe des Referenzpunkt-Verfahrens (engl. *reference point method*) soll die Schwäche der gewichteten Summe beseitigt werden, d. h. es sollen auch pareto-optimale Lösungen im konkaven Bereich ausgewählt werden können. Das Referenzpunkt-Verfahren wird in [110] beschrieben, mögliche Anwendungen, sind in [109] gezeigt.

<sup>3</sup>Das Verhältnis der Gewichte um eine Gerade vom Typ c zu bekommen, ist ausschließlich von den pareto-optimalen Punkten abhängig

<sup>4</sup>Streng genommen löst es das Problem schon, ist aber dann kein Gewichtungsverfahren mehr, sondern entspricht prinzipiell dem Referenzpunkt-Verfahren in Abschnitt 4.2.2.

Wie bereits in Abschnitt 4.2.1 angesprochen, müssen die einzelnen Zielfunktionen so bestimmt werden, dass ihre Ergebnisse vergleichbar sind, d. h. es muss eine Transformation der Kriterien auf Designvariablen mit einem gemeinsamen Wertebereich  $(0, q_{\max})$  stattfinden. Dabei soll die Leistung der Designvariable für Werte gegen 0 zunehmen. Dazu wird für jedes Kriterium zuerst der beste und der schlechteste Wert gesucht. Anschließend wird der Wertebereich skaliert und auf die Güterichtung angepasst. Wird z. B. als Kriterium für die Ähnlichkeit zweier Wertereihen die Korrelation verwendet, ist ein Ergebnis von 1 der beste Wert (Identität), während -1 als schlechtester Wert (Gegenläufigkeit) gewertet wird — hier stimmen weder Wertebereich noch Richtung. Bei anderen Kriterien (z. B. Verlustrate) steht hingegen ein niedriger Wert bereits für hohe Güte, so dass keine Anpassung notwendig ist.

Die Transformationen vom Kriterium zur Designvariable können für jede Designvariable unterschiedlich sein. Sie werden in Abschnitt 4.4 jeweils getrennt vorgestellt und entsprechen dabei den oben genannten Voraussetzungen.

Der beste zu erreichende Wert einer Designvariable  $q_j$  wird mit  $Q_j^u$  ( $u$  für Utopia) bezeichnet, der schlechtestmögliche Wert mit  $Q_j^n$  ( $n$  für Nadir). Sollte kein schlechtestmöglicher Wert vorhanden sein, weil die Designvariable gegen Unendlich geht, so muss ein geeigneter Wert definiert werden, der ausreichend schlecht ist. Eine Transformation, bei der  $Q_j^n = 1$  wird, ist vorzuziehen.

Im nächsten Schritt müssen zwei weitere Werte festgelegt werden:  $Q_j^a$  (angestrebter Wert,  $a$  für engl. *Aspiration*) gibt an, bis zu welchem Wert das Ergebnis bezüglich der Designvariable  $q_j$  zufriedenstellend ist.  $Q_j^r$  (Mindestwert,  $r$  für engl. *Reservation*) gibt an, ab welchem Wert die Leistung der Methode nicht mehr akzeptabel ist. Im Folgenden werden alle Designvariablen so abgebildet, dass das Minimum dem Optimum entspricht. Für sie ergibt sich folgender Zusammenhang:

$$Q_j^u < Q_j^a < Q_j^r < Q_j^n \quad (4.9)$$

Mit diesen Schwellwerten kann eine Leistungsfunktion (engl. *achievement function*) definiert werden, die die Abbildung der Designvariablen  $q_j$  auf einen vergleichbaren Wertebereich ermöglicht. Innerhalb dieses Wertebereichs erhält man dabei die Leistung  $l_j(q_j)$ .

In [109] wird die Leistungsfunktion wie folgt definiert:

$$l_j(q_j) = \begin{cases} 1 + \phi \cdot \frac{Q_j^a - q_j}{Q_j^a - Q_j^u}, & Q_j^u \leq q_j < Q_j^a \\ \frac{Q_j^r - q_j}{Q_j^r - Q_j^a}, & Q_j^a \leq q_j < Q_j^r \\ \psi \cdot \frac{Q_j^r - q_j}{Q_j^n - Q_j^r}, & Q_j^r \leq q_j \leq Q_j^n \end{cases} \quad (4.10)$$

Die Koeffizienten  $\phi$  und  $\psi$  werden aus der Steigung der Leistungsfunktion im Intervall  $[Q_j^a, Q_j^r]$  berechnet.  $\phi$  wird als die Hälfte,  $\psi$  als das doppelte dieser Steigung gewählt. Damit erhält man

$$\begin{aligned} \phi &= 0,5 \cdot \frac{1}{|Q_j^a - Q_j^r|} \\ \psi &= 2,0 \cdot \frac{1}{|Q_j^a - Q_j^r|}. \end{aligned} \quad (4.11)$$

Die Leistungsfunktion ist abschnittsweise linear, wie aus Abb. 4.3 erkennbar ist. Im ersten Abschnitt sinkt die Leistung relativ schwach für größere  $q_j$ , da für alle Werte im Intervall  $[0, Q_j^a]$  eine gute Bewertung erfolgen soll. Im Intervall  $]Q_j^a, Q_j^r]$  sinkt die Leistung rascher, da sich der Wert der Designvariable dem Punkt mindester Akzeptanz nähert. Für  $q_j > Q_j^r$  sinkt die Leistung noch schneller, da die Anforderungen an die Designvariable in diesem Bereich nicht mehr erfüllt werden.

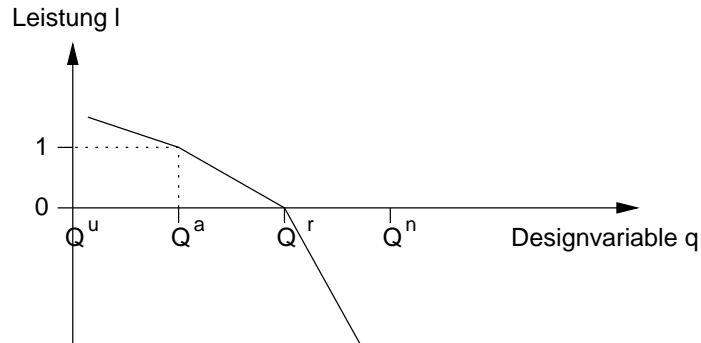


Abbildung 4.3: Leistungsfunktion zur Abbildung der Designvariable auf die Leistung

In dieser allgemeinen Form hat die Funktion jedoch einen gravierenden Nachteil: Liegen die Schwellwerte einer Designvariable um Größenordnungen auseinander, so wie dies z. B. bei der Paketverlustwahrscheinlichkeit der Fall ist, so wird eine extrem hohe Leistung erzielt, die eine andere Designvariable selbst im besten Fall nicht erreichen kann.

Im Rahmen dieser Arbeit wird deshalb grundsätzlich folgende, modifizierte Form verwendet [17]. In ihr ist die Steigung der Leistungsfunktion in den Intervallen  $[0, Q_j^a]$  und  $]Q_j^a, Q_j^r]$  nicht mehr von  $Q_j^a$  und  $Q_j^r$  abhängig. Statt dessen werden sowohl das Maximum  $l_j(Q_j^u)$  als auch das Minimum  $l_j(Q_j^n)$  absolut begrenzt und das Verfahren deshalb als *beschränktes Referenzpunkt-Verfahren* (engl. *bounded reference point method*) bezeichnet:

$$l_j(q_j) = \begin{cases} 1 + \frac{0.5 \cdot (Q_j^a - q_j)}{Q_j^a - Q_j^u}, & Q_j^u \leq q_j < Q_j^a \\ \frac{Q_j^r - q_j}{Q_j^r - Q_j^a}, & Q_j^a \leq q_j < Q_j^r \\ 2 \cdot \frac{Q_j^r - q_j}{Q_j^n - Q_j^r}, & Q_j^r \leq q_j \leq Q_j^n. \end{cases} \quad (4.12)$$

In der Ursprungsform haben die Steigungskoeffizienten  $\phi$  und  $\psi$  dafür gesorgt, dass im Intervall  $[0, Q_j^a]$  die halbe Steigung, im Intervall  $]Q_j^r, Q_j^n]$  die doppelte Steigung verwendet wird. Um dieses Prinzip weiter zu tragen, wird in der Weiterentwicklung nicht die Steigung, sondern der absolute Wertzuwachs entsprechend angepasst. Während im Intervall  $]Q_j^a, Q_j^r]$  ein Zuwachs um  $l_j(Q_j^a) - l_j(Q_j^r) = 1$  möglich ist, kann im Intervall  $[0, Q_j^a]$  nur noch ein Zuwachs um  $l_j(Q_j^u) - l_j(Q_j^a) = 0,5$  stattfinden, in  $]Q_j^r, Q_j^n]$  dagegen um  $l_j(Q_j^r) - l_j(Q_j^n) = 2$ .

Abgesehen von den Schwellwerten, sind die Leistungsfunktionen aller Designvariablen identisch. Eine wesentliche Eigenschaft der Leistungsfunktion ist, dass gute Ergebnisse einen höheren Wert liefern. Dies hat großen Einfluss auf die in der Zielfunktion vorgenommene Minimierung.

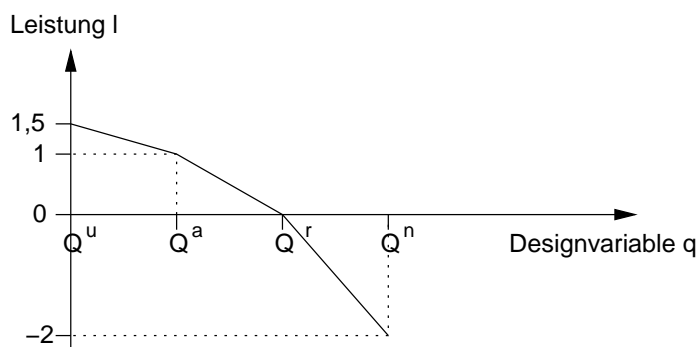


Abbildung 4.4: Leistungsfunktion zur Abbildung der Designvariable auf die Leistung

Die Zielfunktion  $f(\vec{q})$  wird unter Ausnutzung der Leistungsfunktion wie folgt definiert:

$$f(\vec{q}) = \min_j l_j(q_j, Q_j^u, Q_j^a, Q_j^r, Q_j^n) + \varepsilon \sum_j l_j(q_j, Q_j^u, Q_j^a, Q_j^r, Q_j^n) \quad (4.13)$$

Je größer  $f(\vec{q})$ , desto besser ist die Methode für die zu erfüllende Aufgabe geeignet.

Die Zielfunktion besteht aus zwei Komponenten mit folgender Bedeutung: Der erste Term richtet sich nach der Designvariablen mit der geringsten Leistung. Da die Leistungsfunktion für gute Leistung höhere Werte liefert, wird mit dem ersten Term die jeweils schlechteste Eigenschaft herausgesucht. Betrachtet man alle Methoden, ist damit die Methode mit der vergleichsweise besten schlechtesten Eigenschaft im Vorteil.

Der zweite Term ist die Summe aller Leistungen. Je besser die einzelnen Designvariablen bewertet werden, desto größer wird dieser Term, desto besser schneidet eine Methode hier ab. Der Term wird mit einem Faktor  $\varepsilon$  multipliziert, der klein genug sein muss, um aus dem Gesamtterm nicht nur die Summe der Leistungen zu bilden<sup>5</sup>.

Im wesentlichen wird die Leistung einer Methode also durch ihre schlechteste Eigenschaft bestimmt. Dabei steht nicht von vorne herein fest, welche Eigenschaft dies ist, noch muss dies für alle verglichenen Methoden die gleiche sein. Die Summe aller Eigenschaften dient als Korrekturterm um sehr gute Leistungen bei anderen Designvariablen in Betracht zu ziehen. Sie sollte jedoch i. d. R. eine überragende schlechteste Eigenschaft nicht vollständig aufheben.

Für die Vergleichbarkeit der Designvariablen, ist vor allem die Wahl von  $Q_j^a$  sehr wichtig. Unabhängig von den anderen Schwellwerten ist der Leistungswert hier immer 1. Wird  $Q_j^a$  zu groß angesetzt, kann die entsprechende Designvariable sehr leicht einen großen und somit guten Wert einnehmen. Wird  $Q_j^a$  zu klein angesetzt, kann ein guter Wert nicht mehr erreicht werden, die Methode wird bezüglich dieser Designvariable schlechter bewertet als sie eigentlich ist. Zudem hat auch  $Q_j^r$  eine große Bedeutung, da ab dieser Schwelle eine Methode bezüglich der gewählten Designvariable quasi als unbrauchbar gewertet wird. Durch entsprechende Auswahl dieser beiden Schwellwerte ist es also leicht möglich, eine Methode zur optimalen Methode zu machen, bzw. sie zu disqualifizieren. Eine sorgfältige und gut begründete Festlegung ist deshalb unerlässlich.

<sup>5</sup>In [109] wird ein Wert von 0,01 vorgeschlagen.

Abschließend soll noch gezeigt werden, dass mit diesem Ansatz auch Lösungen auf einer konkaven Pareto-Front ausgewählt werden können. Abbildung 4.5 zeigt wieder das Szenario aus Abb. 4.2. Die graue Zone ist der konvexe Bereich der pareto-optimalen Lösungen, außerhalb dessen bei der Beurteilung durch die Gewichtung keine Lösung liegen kann. Im Beispiel liegen  $Q_1^a$  und  $Q_2^a$  an unterschiedlichen Stellen, was so interpretiert werden kann, dass es bei  $q_2$  schwieriger ist, einen guten Wert zu erreichen. Es handelt sich hierbei jedoch um keine Einschränkung der Allgemeinheit.

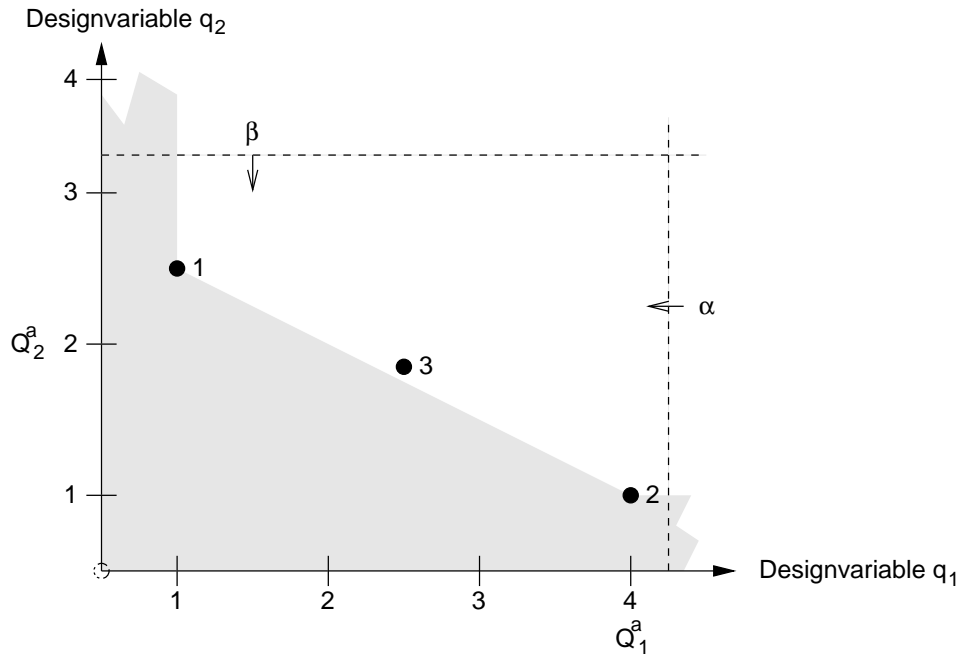


Abbildung 4.5: Erreichbarkeit von konkaven Lösungen beim Referenzpunkt-Verfahren

Da die Bewertungen der einzelnen Designvariablen nicht voneinander abhängen und im ersten Term der Leistungsfunktion die jeweils schlechteste Eigenschaft gesucht wird, kann dies grafisch durch Verschieben der beiden Geraden  $\alpha$  und  $\beta$  dargestellt werden. Sobald jede der Geraden einen Punkt berührt, ist für die jeweilige Designvariablen der schlechteste Wert gefunden. Im Beispiel ist dies der Fall, sobald  $\alpha$  Punkt 2 und  $\beta$  Punkt 1 berührt. Eine der beiden Lösungen muss demnach die allerschlechteste Eigenschaft besitzen. Im Beispiel ist dies nach Auswertung der Leistungsfunktion die Lösung 1. Der erzielte Wert von Lösung 1 bezüglich  $q_2$  ist schlechter als der von Lösung 2 bezüglich  $q_1$ . Somit stellt Lösung 1 das absolute Minimum und braucht nicht mehr weiter berücksichtigt zu werden. Dies war auch vorhersehbar, da Lösung 1 im Gegensatz zu den Lösungen 2 und 3 keine zufriedenstellende Leistung für  $q_2$  erbringt.

An dieser Stelle zeigt sich bereits, dass das Referenzpunkt-Verfahren auch eine Lösung im konkaven Bereich als beste Lösung bestimmen kann. Um festzustellen, ob Lösung 2 oder 3 besser ist, wird  $\beta$  weiter verschoben, da Lösung 1 bereits ausgeschieden ist.  $\alpha$  darf erst verschoben werden, wenn Lösung 2 ausscheidet.  $\beta$  berührt jetzt Lösung 3 und nach Auswertung der Leistungsfunktion zeigt



sich, dass Lösung 3 etwas besser abschneidet (s. Tab. 4.1). Dieses Ergebnis wäre bei der gewichteten Summe nicht möglich.

Punkt	$q_1$	$q_2$	$f(\vec{q})$
1	1,0	2,5	0,920
2	4,0	1,0	1,021
3	2,5	1,8	1,026 im konkaven Bereich

Tabelle 4.1: Zahlenbeispiel für Abb. 4.5

Aufgrund dieser Eigenschaft bei der Bewertung von verschiedenen Lösungen hinsichtlich mehrerer Kriterien wird in dieser Arbeit ausschließlich mit dem Referenzpunkt-Verfahren gearbeitet.

## 4.3 Bewertung der Messverfahren

Obwohl der Schwerpunkt dieser Arbeit auf den Abschätzverfahren liegt, müssen zuerst die Messverfahren bewertet werden, da ihr Ergebnis der Abschätzung zugrunde liegt. Zudem muss zumindest ein Messverfahren als Referenz für die Leistung der Abschätzungen dienen und dieses gilt es zu finden.

In Abschnitt 3.3 wurde gezeigt, dass nur die belegt/nicht belegt-Messung ein exaktes Ergebnis liefern kann. Gleichzeitig liefert sie aber die höchste Anzahl an zu verwertenden Informationen und erfordert somit den höchsten Bearbeitungsaufwand. Deshalb werden nachfolgend Kriterien aufgeführt, die dabei helfen, ein möglichst exaktes und wenig aufwändiges Messergebnis zu bekommen.

### 4.3.1 Mittlerer absoluter Fehler der gemessenen Rate

Zur Bestimmung der Genauigkeit wird jeweils zum Ende eines Messintervalls der darüber bestimmte Messwert  $x_i$  mit dem tendenziellen Belegungszustand des Verbindungsabschnitts  $x_{i,\text{tendency}}$  verglichen<sup>6</sup>:

$$x_{i,\text{tendency}} = \begin{cases} 0 & : \frac{1}{T} \int_{t_i-T}^t x(t) dt < 0,5 \\ 1 & : \frac{1}{T} \int_{t_i-T}^t x(t) dt \geq 0,5 \end{cases} \quad (4.14)$$

Die daraus ermittelte absolute Differenz wird über alle  $N$  Intervalle der Messdauer gemittelt und ergibt den mittleren absoluten Fehler (engl. *mean absolute error*, MAE):

$$E_{\text{ma}} = \frac{1}{N} \sum_i |x_i - x_{i,\text{tendency}}| \quad (4.15)$$

Der maximale MAE entspricht der Kapazität des Verbindungsabschnitts, der minimale MAE ist Null. Somit ist die Richtung bereits passend für die Verwendung der Designvariablen in der Leistungsfunktion, die Transformation dient nur noch der Normierung:

$$q_{E_{\text{mae}}} = \frac{E_{\text{ma}}}{B}. \quad (4.16)$$

<sup>6</sup>So grob dieser Vergleich auch ist, ist er angesichts der prinzipiellen Einschränkungen die praktikabelste Möglichkeit, überhaupt eine Aussage zu treffen.

Der beste Wert liegt für den Fall der Identität bei 0. Der schlechteste Fall ist die Abweichung um die komplette Kapazität, d. h. der Wert liegt bei 1. Die Werte für den angestrebten und den Mindestschwelligwert ergeben sich aus Vergleichen bereits vorhandener Messwerkzeuge: In [48, 49, 91, 101] wird ein relativer Fehler von 30% als untere Grenze der Leistung betrachtet, in [21] werden sogar nur 20% berücksichtigt. Gute Werte liegen dabei über 10%. Tabelle 4.2 zeigt alle Schwellwerte.

### 4.3.2 Relative Häufigkeit der Messwerterfassung

Durch die Verwendung von sehr kurzen Messintervallen kann die Häufigkeit der Messwerterfassungen sehr hoch werden. In der Realität ist jedoch die Erfassung pro Paketankunft ein sinnvoller Höchstwert. Jede Methode, die seltener erfasst, hat in Hinsicht auf Effizienz als besser zu gelten. Die relative Häufigkeit ist deshalb das Verhältnis  $v_H$  zwischen der Häufigkeit bei der Messwerterfassung pro Paket  $H_p$  und der Häufigkeit beim zu vergleichenden Verfahren  $H_x$ :

$$v_H = \frac{H_x}{H_p} \quad (4.17)$$

Muss nie gemessen werden, wäre dies das beste Ergebnis und man erhielte  $v_H = 0$ . Somit kann die Designvariable direkt zu  $q_{v_H} = v_H$  gesetzt werden.

Tabelle 4.2 zeigt alle Schwellwerte für das Verhältnis der Messhäufigkeiten. Der kleinste Wert 0 steht für die theoretische Möglichkeit, nie zu messen. Der schlechteste Wert steht für eine gleich große Messhäufigkeit wie bei der paketbasierten Messung mit kürzesten Paketen (d. h.  $H_x = B/L_{\min}$ ). Obwohl natürlich größere Häufigkeiten denkbar sind, werden diese hier nicht betrachtet — der Wert der Designvariablen wäre größer als 1. Der Wert für den angestrebten Schwellwert wurde vom Multi Router Traffic Grapher (MRTG), einem häufig verwendeten Werkzeug zur Erzeugung von Verkehrsreporten abgeleitet [77]. MRTG prüft alle 5 Minuten. Zur Bestimmung der Häufigkeit bezogen auf die Paketanzahl werden Pakete der maximalen Länge betrachtet. Mindestschwelligwerte für die Messwerterfassung sind in der Literatur nicht zu finden. Es wird deshalb ein Mindestwert von einer Messung je größtem Paket angesetzt (d. h.  $H_x = B/L_{\max}$ ).

### 4.3.3 Schwellwerte aller Designvariablen zur Messverfahrensbewertung

Tabelle 4.2 zeigt noch einmal alle Schwellwerte in der Gesamtübersicht. Für alle Designvariablen wurde die Berechnung so gewählt, dass  $Q^u = 0$  und  $Q^n = 1$  gilt.

	$Q^u$	$Q^a$	$Q^r$	$Q^n$
Mittlerer absoluter Fehler der gemessenen Rate	0	0,1	0,3	1,0
Häufigkeit der Messwerterfassung	0	$\frac{L_{\max}}{300 \cdot B} \cdot \frac{1}{s}$	$\frac{L_{\max}}{B} \cdot \frac{1}{s}$	1,0

Tabelle 4.2: Schwellwerte für die Bewertung der Messverfahren

## 4.4 Messungsbezogene Bewertung der Abschätzverfahren

Bei der messungsbezogenen Bewertung der Abschätzverfahren soll geprüft werden, wie genau und wie stabil das Ergebnis eines Algorithmus ist. Die Stabilität kann einfach gemessen werden, doch die exakte Rate ist nicht wirklich bekannt, da eine Aussage über sie immer von der Dauer der Beobachtungsintervalle abhängt. Aus diesem Grund kann die Genauigkeit nur gegen ein ausgewähltes Messverfahren, bzw. dessen Parametrisierung geprüft werden. In den folgenden Abschnitten werden die zwei genannten Kriterien weiter unterteilt und vorgestellt.

### 4.4.1 Genauigkeit

Ein wichtiges Kriterium einer Abschätzmethode ist, dass das Ergebnis der Abschätzung der zugrunde liegenden Messung möglichst genau entspricht, d. h. ihm weitestgehend ähnelt. Ähnlichkeit lässt sich über verschiedene Aspekte definieren:

- 1.) *Werteähnlichkeit*: Die absoluten Werte der Abschätzung sollen möglichst den absoluten Werten der Messung entsprechen. Damit wird z. B. garantiert, dass ein komplett belegter Verbindungsabschnitt auch als solcher erkannt wird oder dass für eine Verbindung mit einer Kapazitätsanforderung tatsächlich die geschätzte Kapazität verfügbar ist.
- 2.) *Tendenzieller Verlauf*: Der Verlauf der Abschätzung, d. h. die erste Differenz der Wertefolge, soll möglichst dem Verlauf der Messung entsprechen. Damit wird garantiert, dass auch bei ungenauen Werten zumindest erkannt wird, ob sich die verfügbare Kapazität verringert (und eventuell sogar wie schnell) bzw. ob Kapazität frei wird. Herrscht Werteähnlichkeit, ist der tendenzielle Verlauf ohnehin ähnlich.
- 3.) *Zeitliche Übereinstimmung*: Der Zeitpunkt, zu dem sich eine Änderung in der Messung ergibt, soll mit dem Zeitpunkt, an dem sie sich in der Abschätzung niederschlägt, möglichst genau übereinstimmen. Je größer diese Übereinstimmung ist, desto schneller kann reagiert werden. Dies ist z. B. wichtig, wenn ein Verbindungsabschnitt in einen Überlastzustand gerät, damit der Verkehr rechtzeitig umgeleitet werden kann. Die zeitliche Übereinstimmung kann als Erweiterung der Werteähnlichkeit und der tendenziellen Übereinstimmung betrachtet werden.

Für die Ähnlichkeit gibt es fünf Unterkriterien:

- Mittlerer absoluter Fehler
- Korrelationskoeffizient
- Bestimmungskoeffizient,  $R^2$ -Measure
- Median des absoluten prozentualen Fehlers der Vorhersage

- Theilscher Ungleichheitskoeffizient

Die ersten drei beziehen sich auf die globale Anpassung der Schätzung an die Messung, d. h. sie betrachten die Leistung über den gesamten Vergleichszeitraum. In der Praxis ist es jedoch auch interessant zu sehen, wie gut bei der Abschätzung die Ähnlichkeit auf lokaler Ebene erfolgt. Dies ist dann interessant, wenn die Werte für Vorhersagen verwendet werden sollen. Deshalb werden die zwei weiteren Unterkriterien vorgestellt, die besonders für kleinere Bewertungsintervalle geeignet sind.

#### 4.4.1.1 Mittlerer absoluter Fehler

Der mittlere absolute Fehler wurde bereits in Gl. (4.15) im Abschnitt 4.3.1 für die Bewertung des Messverfahrens eingeführt und wird hier ähnlich verwendet. Er gibt an, wie weit die Schätzwerte im Mittel von den Messwerten entfernt sind:

$$E_{\text{ma}} = \frac{1}{N} \sum_i |y_i - x_i| \quad (4.18)$$

Durch die Absolutwertbildung wird verhindert, dass sich die einzelnen Fehler gegenseitig auslöschten. Damit kann aber nicht erkannt werden, ob die Abschätzung optimistisch oder konservativ ist. Zudem kann aus dem MAE auch nicht abgelesen werden, wie gut die Schätzung der Messung folgt. Abbildung 4.6 zeigt die Problematik anhand dreier sehr unterschiedlicher Schätzungen.

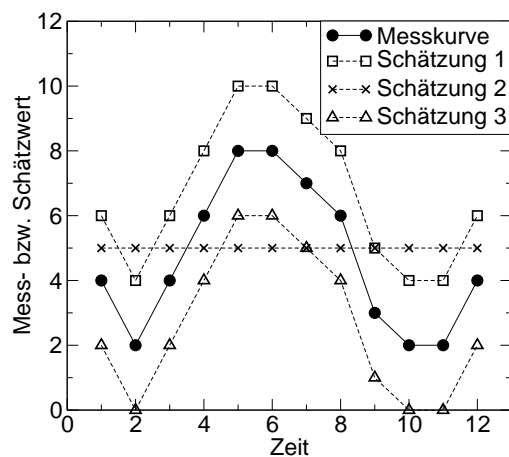


Abbildung 4.6: Beispielkurven für den mittleren absoluten Fehler

Obwohl Schätzung 1 der Messung mit konstantem Abstand  $\Delta = 2$  folgt, ist der MAE genauso groß wie bei der konstanten Schätzung 2. Bezüglich der optimistisch/konservativ-Problematik ist anzumerken, dass eine Schätzung 3 die ebenfalls eine identische Form wie die Messung hat, aber konstant mit  $\Delta = 2$  darunter liegt, ebenfalls den gleichen MAE hat. Der MAE ist ausschließlich ein Maß für den mittleren Abstand, sagt aber nichts über die Ähnlichkeit der Folgen aus und gibt keine Information zu optimistischem oder konservativem Verhalten.

Die Transformation entspricht exakt Gleichung (4.16) aus Abschnitt 4.3.1. Tabelle 4.3 zeigt alle Schwellwerte des MEAs für diesen Anwendungsfall. Der Mindestwert zeigt an, dass bei einer konstant mittleren Auslastung der Fehler höchstens die halbe Kapazität sein kann. Schlechter darf die Abschätzung in anderen Fällen nicht sein. Der angestrebte Schwellwert ist aus [110] entnommen.

#### 4.4.1.2 Korrelationskoeffizient

Der Korrelationskoeffizient (engl. *correlation coefficient*,  $CC$ )  $c$  ist ein Maß für den statistischen linearen Zusammenhang zwischen zwei Variablen  $X$  und  $Y$ , d. h. hier zwischen den zwei Wertefolgen der Messwerte  $x$  und der Schätzwerte  $y$ . Er gibt an, inwieweit sie voneinander abhängig sind. Der Korrelationskoeffizient berechnet sich wie folgt:

$$c = \frac{\sum_i (x_i - \bar{x})(y_i - \bar{y})}{\sqrt{\sum_i (x_i - \bar{x})^2 \cdot \sum_i (y_i - \bar{y})^2}} = \frac{\sum_i (x_i - \bar{x})(y_i - \bar{y})}{N \cdot \sigma_x \cdot \sigma_y} \quad (4.19)$$

wobei  $\sigma_x$  bzw.  $\sigma_y$  die Standardabweichungen der jeweiligen Wertefolgen sind (s. Abschnitt 4.4.2.3) und  $N$  die Anzahl aller Werte einer Folge ist.

Das Problem des  $CC$  ist entgegengesetzt zum MAE. Zwar drückt er aus, wie genau der Verlauf der beiden Folgen übereinstimmt, konstante Abweichungen werden aber nicht erkannt. In Abb. 4.7 erhält man deshalb folgendes Ergebnis: Schätzung 1 und 3 haben beide  $c = 1$ . Vergleicht man die absolute Abweichung, ist Schätzung 3 sicherlich genauer. Die Leistung von Schätzung 2 ist im Gegensatz zum MAE mit  $c = 0$  deutlich unterscheidbar.

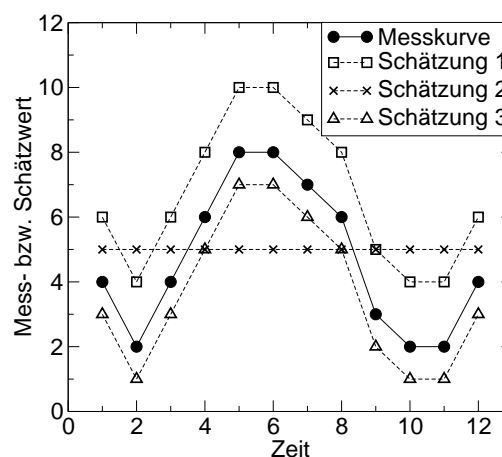


Abbildung 4.7: Beispielkurven für den Korrelationskoeffizienten

Die Werte für den  $CC$  liegen zwischen 1 und -1. Dabei zeigt 1 einen perfekten Zusammenhang, während -1 einen perfekt negativen Zusammenhang anzeigt. Bei einem Wert von 0 gibt es überhaupt keinen Zusammenhang zwischen den beiden Kurven.

Die Transformation auf die Designvariable lautet:

$$q_c = \frac{1 - c}{2} \quad (4.20)$$

Damit liegt der perfekte Zusammenhang bei 0, die völlige Unkorreliertheit bei 0,5 und der perfekt negative Zusammenhang bei 1. Der perfekt negative Zusammenhang wird deshalb schlechter gewertet als Unkorreliertheit, weil er bei der Wegesuche zum genau entgegengesetzten Verhalten führt. Leere Verbindungsabschnitte werden als voll betrachtet, während vollen noch mehr Verkehr zugewiesen wird. Bei Unkorreliertheit besteht immerhin die Möglichkeit, dass die Schätzung der Realität entspricht.

In Tab. 4.3 sind alle Schwellwerte für den korrigierten Korrelationskoeffizienten dargestellt. Die Werte entsprechen den in [109] vorgestellten und haben sich als sehr geeignet erwiesen. Sie zielen auf eine ziemlich hohe Übereinstimmung des Verlaufs hin.

#### 4.4.1.3 Bestimmungskoeffizient, $R^2$ -Measure

Der Bestimmungskoeffizient  $R^2$  (engl. *coefficient of determination, r-squared-measure*) ist ein Maß für die Überdeckung (engl. *fit*) einer abhängigen Variablen  $Y$  mit einer Variablen  $X$ . Das heißt, dass  $R^2$  angibt, bis zu welchem Grad Schwankungen in  $Y$  durch das Verhalten von  $X$  erklärt werden können. Ist also z. B.  $X$  konstant, während  $Y$  eine große Varianz zeigt, so lässt sich diese Varianz nicht durch  $X$  erklären,  $R^2$  wird einen schlechten Wert einnehmen<sup>7</sup>.

Bildlich ausgedrückt zeigt  $R^2$  an, wie groß die Differenz zwischen Mess- und Schätzwerten ist, und zwar bezogen auf die Schwankung (Varianz) der Messwerte. Die gleiche Abweichung von der Messung wird bei stark schwankender Messung für ein besseres  $R^2$  sorgen, als bei einer nur wenig schwankenden Messung.  $R^2$  wird wie folgt berechnet:

$$R^2 = 1 - \frac{\sum_i (x_i - y_i)^2}{\sum_i (x_i - \bar{x})^2} \quad (4.21)$$

Der Wert für  $R^2$  ist maximal 1 und kann bis  $-\infty$  gehen<sup>8</sup>. In der Regel treten aber für vernünftige Schätzungen Werte zwischen 0 und 1 auf. Dabei steht 1 für eine exakte Übereinstimmung. Ein Wert von 0 bedeutet, dass die Schätzung keine größere Übereinstimmung mit der Messkurve hat, als eine Gerade durch den Mittelwert aller Messpunkte [74]. Die Designvariable wird wie folgt gebildet:

$$q_{R^2} = 1 - R^2 \quad (4.22)$$

Damit bekommt man zwar eventuell Werte die größer als 1 sind, aber dies stellt kein Problem dar, da es ab einem Wert von 1 irrelevant ist, ob ein Wert noch schlechter ist. In Tab. 4.3 sind die Schwellwerte des korrigierten Bestimmungskoeffizienten dargestellt.

<sup>7</sup>Bei der Verwendung von  $R^2$  muss darauf geachtet werden, dass die Erklärung von  $Y$  durch  $X$  nicht notwendigerweise wörtlich zu nehmen ist. In [92] wird z. B. gezeigt, dass  $R^2$  für die Beziehung zwischen dem Dow-Jones-Index und dem Punktestand des New York City-Basketballteams einen Wert von 0,84 einnimmt. Da in dieser Arbeit aber  $Y$  direkt aus  $X$  abgeleitet wird, darf die Kausalität als gegeben betrachtet werden.

<sup>8</sup> $R^2$  ist trotz des Namens nicht das Quadrat irgendeines Werts. Negative Werte treten dann auf, wenn die Differenz der beiden Folgen größer ist, als die Varianz der Messwerte

#### 4.4.1.4 Median des absoluten prozentualen Fehlers der Vorhersage

Der absolute prozentuale Fehler der Vorhersage (engl. *absolute percentage error of the forecast*, *APEF*) wird über  $N$  Werte berechnet und gibt an, um welchen Prozentsatz sich innerhalb eines Intervalls die Abschätzungen im Mittel von der Messung unterscheiden. Um eine Aussage über den gesamten Verlauf der Abschätzung machen zu können, wird der Median über alle APEFs (MAPEF) bestimmt:

$$E_{\text{MAPEF}} = \text{median}_N \frac{1}{N+1} \sum_{i=1}^N \left| \frac{y_i - x_i}{x_i} \right| \quad (4.23)$$

Die Länge des Intervalls sollte dabei den Anforderungen der Anwendung angepasst werden. Dabei können die Anforderungen aus dem Bereich der Stabilität zu Hilfe gezogen werden. Der Median wird anstelle des Mittelwerts verwendet, weil einige selten auftretende, aber sehr große Abweichungen selbst über einen längeren Messzeitraum hinweg den Mittelwert stark verfälschen können. Mit Hilfe des Medians können diese seltenen Ereignisse ausgeblendet werden.

Das beste Ergebnis erhält man bei Identität von Messung und Abschätzung,  $E_{\text{MAPEF}} = 0$ . Das schlechteste Ergebnis kann bei kleinen Messwerten gegen Unendlich gehen, eine Abweichung von mehr als 100% ( $E_{\text{MAPEF}} = 1$ ) soll nicht toleriert werden. Eine Transformation ist aufgrund der korrekten Richtung nicht notwendig, so dass die Designvariable direkt zu  $q_{E_{\text{MAPEF}}} = E_{\text{MAPEF}}$  gesetzt werden kann. Die in Tab. 4.3 dargestellten weiteren Schwellwerte sind relativ streng ausgelegt. Eine Abweichung von 10% wird als Grenze guten Verhaltens festgelegt, ab 50% wird die Abweichung als schlecht bezeichnet.

#### 4.4.1.5 Theilscher Ungleichheitskoeffizient

Der Theilsche Ungleichheitskoeffizient  $U$  (engl. *Theil inequality coefficient*, *TIC*) wird eigentlich für die Bewertung von Prognosen verwendet [107]. Anstelle der Prognose kann auch die Schätzung mit der zugrunde liegenden Messung verglichen werden.  $U$  wird mit Hilfe des mittleren Fehlerquadrats über ein Fenster aus  $N$  Werten berechnet:

$$U = \max_N \frac{\sqrt{\sum_{i=1}^N (y_i - x_i)^2}}{\sum_{i=1}^N x_i^2 + \sum_{i=1}^N y_i^2} \quad (4.24)$$

Der große Vorteil von  $U$  ist seine obere Schranke, so dass  $0 \leq U \leq 1$  gilt. Dabei entspricht 0 einer absoluten Identität, während 1 für eine schlechte Übereinstimmung steht.

Eine wichtige Eigenschaft von  $U$  ist seine Fähigkeit, den Fehler der Abschätzung einzugrenzen. Es kann gezeigt werden, dass gilt:

$$\frac{(\bar{y} - \bar{x})^2}{1/N \sum_i (y - x)^2} + \frac{(\sigma_y - \sigma_x)^2}{1/N \sum_i (y - x)^2} + \frac{2(1-r)\sigma_y\sigma_x}{1/N \sum_i (y - x)^2} = U_b + U_v + U_c = 1 \quad (4.25)$$

$U_b$  ist der Anteil des systematischen Fehlers (engl. *bias proportion*) und gibt an, wie weit  $x$  und  $y$  voneinander abweichen. Unabhängig von  $U$  sollte  $U_b$  gleich oder sehr nahe an Null sein. Große

Werte von  $U_b$  zeigen einen Fehler im Modell an, d. h. eine ungeeignete Parameterwahl oder einen unbrauchbaren Abschätzalgorithmus.  $U_v$  ist der Anteil der Streuung (engl. *variance proportion*). Ein großer Wert von  $U_v$  zeigt an, dass  $y$  nicht synchron zu  $x$  läuft, d. h. wenn sich  $x$  ändert, ändert sich  $y$  nicht oder umgekehrt.  $U_c$  ist der Anteil der Kovarianz (engl. *covariance proportion*) und ein Indikator für unsystematische Restfehler. Da jede Schätzung unweigerlich Fehler einführt, ist  $U_c$  nicht von Bedeutung. Die optimale Situation ist deshalb  $U_b = U_v = 0$  und  $0 \leq U_c \leq 1$ .

Eine Transformation von  $U$  auf die Designvariable ist nicht notwendig, es gilt  $q_U = U$ . Die Schwellwerte werden streng gewählt um eine große Übereinstimmung anzustreben (s. Tab. 4.3).

## 4.4.2 Stabilität

In Bezug auf das Wegesucheproblem ist nicht nur die Genauigkeit der Abschätzung wichtig, sondern auch die Stabilität: Die Abschätzung sollte sich nicht zu häufig ändern. Ob Stabilität bedeutet, dass aufeinander folgende Werte identisch sein müssen oder ob eine Toleranz erlaubt ist, hängt von verschiedenen Randbedingungen ab. Ein Wegesucheprotokoll wird i. d. R. nur dann neue Werte übertragen, wenn sie sich von der vorigen Aktualisierung um einen bestimmten Prozentsatz unterscheiden. Dabei muss dieser Prozentsatz nicht über den gesamten möglichen Wertebereich identisch sein.

Stabilität darf nie das alleinige, sondern nur ein Kriterium unter anderen sein. Die stabilste Schätzung wäre eine Konstante, sie ist aber in den häufigsten Fällen nicht zu verwenden, da die Ähnlichkeit mit der tatsächlichen Messkurve meist sehr schlecht ist.

Folgende Unterkriterien sind für die Bewertung der Stabilität gut geeignet:

- Mittlere Konstanz
- Mittlere Abweichung
- Standardabweichung

### 4.4.2.1 Mittlere Konstanz

Ein sehr einfaches Verfahren um festzustellen, ob die Abschätzung konstant bleibt, ist die Einführung eines Zählers, der um 1 erhöht wird, falls ein Schätzwert prozentual nur gering vom vorigen abweicht. Eine absolute Identität wird schon durch den Einfluss der Messintervallgrenzen kaum erreicht werden, die prozentuale Abweichung sollte aber klein sein. Die über den Zähler bestimmte Anzahl der Folge nahezu identischer Werte wird als Konstanz  $K$  bezeichnet.

Die Verwendung der Konstanz ist schwierig, wenn die Mess- bzw. Schätzintervalle, über die verglichen wird, nicht gleich lang sind. Je nach Mess- oder Schätzverfahren können sich aufeinanderfolgende Werte in Abhängigkeit von der Intervalldauer stark unterscheiden oder aber nahezu gleich sein. Dazu kommt, dass bei gleich langen Untersuchungszeiten eine unterschiedlich große Zahl an Mess- oder Schätzwerten erzeugt wird, womit die Wahrscheinlichkeit für das auftreten konstanter Phasen



erhöht werden kann. Letztendlich kann die Konstanz nur in Bezug auf eine Zeitdauer interpretiert werden. Als Vergleichswert für gute Ergebnisse können die Timer von Wegesucheprotokollen oder die mittlere Dauer von Flüssen verwendet werden. Da die größte Anzahl identischer Werte wenig über die Konstanz während der gesamten Zeit aussagt (es kann sich um eine einzige konstante Phase während einer ansonsten stark schwankenden Messung handeln), wird für die Bewertung die mittlere Konstanz  $\bar{K}$  verwendet.

Beim schlechtesten Ergebnis unterscheidet sich jeder Schätzwert deutlich vom vorigen, d. h. man erhält  $\bar{K} = 1$ . Den besten Wert erhält man für  $\bar{K} = N$ , bei einer Messung über  $N$  Pakete. Die Designvariable erhält man wie folgt:

$$q_{\bar{K}} = \frac{1}{\bar{K}}. \quad (4.26)$$

In Tab. 4.3 sind die Schwellwerte für die korrigierte mittlere Konstanz für  $N \rightarrow \infty$  dargestellt. Den Wert für  $Q^r$  erhält man für eine der Messung identische mittlere Konstanz. Für  $Q^a$  haben sich Werte im Bereich von  $0,4 \cdot Q^r \dots 0,6 \cdot Q^r$  als geeignet gezeigt.

#### 4.4.2.2 Mittlere Abweichung

Die Mittlere Abweichung  $m$  (engl. *mean deviation*) gibt an, wie stark die Wertereihe (hier die Schätzung) in ihrem Verlauf vom Mittelwert abweicht. Obwohl sie intuitiv ist und ihre Aussage ähnlich der Standardabweichung ist (s. Abschnitt 4.4.2.3), wird sie in der Statistik selten verwendet. Die Absolutwertfunktion macht sie schwerer handhabbar, weshalb sie hier nur der Vollständigkeit halber erwähnt, aber nicht verwendet wird.

$$m = \frac{1}{N} \sum_i^N |y_i - \bar{y}| \quad (4.27)$$

#### 4.4.2.3 Standardabweichung

Die Standardabweichung  $\sigma$  (engl. *standard deviation*) ist das übliche Maß für die Abweichung einer Wertefolge von ihrem Mittelwert. Um der Auslöschung von positiven und negativen Abweichungen zu begegnen, wird die Differenz quadriert und aus der Summe später wieder die Wurzel gezogen.

$$\sigma = \sqrt{\frac{1}{N} \sum_i^N (y_i - \bar{y})^2} \quad (4.28)$$

Eine Standardabweichung von 0 bedeutet, dass die Folge einen konstanten Wert besitzt, d. h. dies ist das Optimum bezüglich der Stabilität. Der theoretische Maximalwert der Standardabweichung von  $\sigma = B/2$  ergibt sich praktisch nicht, da der Verbindungsabschnitt sonst zu gleichen Teilen leer oder vollständig belegt sein müsste. Da 0 bereits der beste Wert ist, wird die Transformation nur zur Normierung verwendet:

$$q_{\sigma} = \frac{2 \cdot \sigma}{B} \quad (4.29)$$

In Tab. 4.3 sind die Schwellwerte der Standardabweichung anhand zweier Vorschläge dargestellt. Die in [109] für die Wegesuche vorgeschlagenen Werte sind relativ großzügig, d. h. die Stabilität wird nicht so stark gewichtet. Stattdessen soll stärker auf die Genauigkeit der Abschätzung Wert gelegt werden. Der zweite Vorschlag legt mehr Wert auf die Stabilität und wurde im Zusammenhang mit der Positionierung von Zwischenspeichern (engl. *caches*) im Internet gemacht.

### 4.4.3 Schwellwerte aller messungsbezogenen Designvariablen

Tabelle 4.3 zeigt noch einmal alle Schwellwerte in der Gesamtübersicht. Für alle Designvariablen wurde die Berechnung so gewählt, dass  $Q^u = 0$  und  $Q^n = 1$  gilt.

	$Q^u$	$Q^a$	$Q^r$	$Q^n$
Mittlerer absoluter Fehler (MAE)	0	0,10	0,50	1,0
Korrelationskoeffizient (CC)	0	0,05	0,125	1,0
Bestimmungskoeffizient ( $R^2$ )	0	0,20	0,80	1,0
Median des abs. prozent. Fehlers der Vorhersage (MAPEF)	0	0,10	0,50	1,0
Theilscher Ungleichheitskoeffizient (U)	0	0,10	0,25	1,0
Mittlere Konstanz (K)	0	$\frac{0,4 \dots 0,6}{K_{m\text{Messung}}}$	$\frac{1}{K_{m\text{Messung}}}$	1,0
Standardabweichung ( $\sigma$ ) – Genauigkeit	0	0,80	0,90	1,0
Standardabweichung ( $\sigma$ ) – Stabilität	0	0,20	0,80	1,0

Tabelle 4.3: Schwellwerte für die messungsbezogene Bewertung der Abschätzverfahren

## 4.5 Netzbezogene Bewertung der Abschätzverfahren

Bei der netzbezogenen Bewertung der Abschätzverfahren wird nicht mehr auf die Einzelleistung eines als Filter eingesetzten Mess- oder Abschätzalgorithmus geschaut, sondern auf die Auswirkung der Schätzungen auf die Wegesuche innerhalb eines Netzes. Neben der Wahl der Mess- und Abschätzalgorithmen kommt dabei noch die Wahl des Wegesuchealgorithmus hinzu.

Für die Bewertung einer solchen Kombination gibt es verschiedene Kriterien, die sich nochmals in Unterkriterien aufteilen lassen. Dabei können einzelne Unterkriterien für unterschiedlichen Kriterien verwendet werden. Teilweise widersprechen sich die Ziele der (Unter-)Kriterien, so dass der Netzbetreiber entscheiden muss, welches Ziel wichtiger ist. Beispielsweise kann eine gute Lastverteilung zu Lasten der Pfadstabilität oder der Laufzeit gehen.

In den folgenden Abschnitten werden die unterschiedlichen Kriterien und ihre Unterkriterien vorgestellt. Die ersten drei Kriterien (Durchsatz, Verzögerung und Paketverlust) sind von Interesse für die Nutzer. Die restlichen (Netzauslastung, Lastverteilung, Pfadstabilität und Pfadlänge) sind hauptsächlich für die Netzbetreiber interessant, da der Nutzer sie nicht direkt erlebt. Jedes Unterkriterium

wird inklusive seiner Designvariablen beschrieben. Eine Zusammenfassung der Schwellwerte findet sich am Ende des Abschnitts in Tab. 4.6.

### 4.5.1 Durchsatz

Der Durchsatz gibt die Datenübertragungsmenge pro Zeit an und bietet damit ein Maß, wie lange die Übertragung einer bestimmten Datenmenge dauert. Somit ist ein möglichst hoher Durchsatz das Ziel, um die Wartezeit beim Nutzer zu verringern. Vor allem im Zusammenhang mit TCP und seiner Flusskontrolle spielen unterschiedliche Parameter eine wesentliche Rolle. So dezimieren z. B. zu lange Pfade, bzw. eine zu hohe Verzögerung den Durchsatz einer TCP-Verbindung, während sie bei UDP nicht unbedingt Einfluss auf den Durchsatz haben. Durch sich rasch ändernde Pfade kann die Reihenfolge der Pakete innerhalb einer Verbindung vertauscht werden, was bei TCP ebenfalls zu einer Verringerung des Durchsatzes führen kann (siehe Abschnitt 4.5.3.2). Für die Bewertung wird der

- mittlere Durchsatz der Quellen

verwendet. Die Auswirkungen möglicher anderer Faktoren (wie z. B. beim TCP-Verkehr) sind darin bereits enthalten, bzw. werden in anderen Kriterien gesondert untersucht.

#### 4.5.1.1 Mittlerer Durchsatz

Beim mittleren Durchsatz wird zwischen dem Durchsatz  $T$  (engl. *throughput*) und dem Nutzdurchsatz  $G$  (engl. *goodput*), d. h. dem Durchsatz ohne Protokollelemente, unterschieden. Obwohl der Nutzdurchsatz für den Nutzer interessanter ist, wird im Folgenden der Durchsatz verwendet, da für die Belegung freier Kapazität nicht die Netto- sondern die Bruttodatenmenge wichtig ist.

Der größte Durchsatz  $T_u$  entsteht, wenn die Quellen ihre gesamte Datenmenge  $A_t$  mit der Übertragungsrate, die der Ankunftsrate der Daten entspricht, senden können. Der angestrebte Durchsatz  $T_a$  entspricht dem Durchsatz, der über den weitesten Pfad  $T_{wp}$  erzielt werden kann. Da dies der in dieser Zeit anfallenden Datenmenge entsprechen oder darüber liegen kann, wird  $T_a = \min(T_{wp}, 0,8 \cdot A_t)$  verwendet, um einen für die Leistungsfunktion verwertbaren Schwellwert zu bekommen<sup>9</sup>. Der Mindestdurchsatz  $T_r$  entspricht dem Durchsatz, der über den kürzesten Pfad  $T_{sp}$  erzielt wird. Auch hier kann eventuell die gesamte Datenmenge übertragen oder der gleiche Durchsatz wie über den weitesten Pfad erzielt werden. Deswegen wird  $T_r = \min(T_{sp}, \min(0,5 \cdot A_t, 5/8 \cdot T_a))$  verwendet.  $T_a$  und  $T_r$  sind von der Topologie und dem Gesamtverkehr abhängig. Das schlechteste Ergebnis ist  $T_n = 0$ .

Für die Designvariable soll das Ergebnis umgekehrt werden. Somit verwendet man

$$q_T = \frac{A_t - T}{A_t} \quad (4.30)$$

<sup>9</sup>In der Literatur finden sich keine Angaben über ein akzeptables oder Mindestverhältnis von zu übertragender Datenmenge und Durchsatz. Deshalb werden in dieser Arbeit Werte festgelegt, die angemessen erscheinen.

## 4.5.2 Verzögerung

Die Verzögerung hat starken Einfluss auf TCP-Verbindungen. Viele Echtzeitverbindungen benutzen allerdings UDP, bei ihnen hat die Verzögerung eine größere Signifikanz. Während bei TCP „nur“ der Durchsatz leidet, kann es bei UDP-Echtzeitverbindungen dazu kommen, dass die Anwendung nicht mehr nutzbar ist. Das wesentliche Unterkriterium ist die Ende-zu-Ende-Verzögerung. Bei UDP ist diese schwer zu messen, da Quelle und Ziel über synchronisierte Uhren verfügen müssten, um die genaue Differenz zu bestimmen. Die TCP-Flusskontrolle bietet hingegen eine einfache Möglichkeit, über die Umlaufzeit eine Abschätzung der Verzögerung bei TCP-Verkehr zu erhalten, so dass man das folgende Unterkriterium verwenden kann:

- TCP-Umlaufzeit

Da sich die Verzögerung aus Laufzeiten zwischen den Knoten und der Wartezeit in den Warteschlangen zusammensetzt, gibt es zwei andere Unterkriterien, die zusätzlich betrachtet werden können:

- Mittlere Pfadlänge
- Mittlere Länge der Warteschlangen

Für alle drei Unterkriterien gilt, dass ein möglichst kleiner Wert erwünscht ist.

### 4.5.2.1 TCP-Umlaufzeit

TCP verwendet eine Zeitüberwachung, um Paketverluste mit einer gewissen Wahrscheinlichkeit identifizieren zu können. Die Dauer, nach der ein Paket als verloren gilt, passt sich dabei den gemessenen Umlaufzeiten an, die aufgrund verschiedener Kommunikationspfade unterschiedlich ausfallen können [95]. Die mittlere TCP-Umlaufzeit kann somit als Maß für die Leistung der Wegesuche benutzt werden. Dabei ist allerdings zu beachten, dass die Daten und ihre Bestätigung jeweils unterschiedliche Pfade einschlagen können, deren Länge oder Last i. d. R. nicht identisch ist. Daraus folgt, dass die Hälfte der Umlaufzeit nicht immer der einfachen Laufzeit eines Pakets entspricht. Da dies jedoch für alle Quellen gilt, steht einer Verwendung nichts im Wege.

Die minimale Umlaufzeit  $t_{RTmin}$  (s. Abschnitt 4.5.2.2) ergibt sich aus der mittleren Laufzeit auf den kürzesten Pfaden. Die angestrebte Laufzeit ergibt sich aus der mittleren Laufzeit über die längsten schleifenfreien Pfade  $t_{RTmlp}$  (s. Abschnitt 4.5.2.2). Dabei wird jeweils ein leeres Netz vorausgesetzt, d. h. es findet keine zusätzliche Verzögerung in den Warteschlangen statt. Die maximale Umlaufzeit wird auf 1 s gesetzt, gemäß [84] ist dies der Mindestwert für den sog. Roundtrip Timeout (RTO). Damit wird garantiert, dass bei Umlaufzeiten unter 1 s diese Zeitüberwachung niemals abläuft. Obwohl dies in der Realität selbstverständlich häufiger passieren kann, wäre es wünschenswert, wenn dies nicht geschieht. Im selben Standard werden als Kann-Bestimmung auch 60 s als Mindestwert für die maximale Umlaufzeit vorgegeben. Dieser Wert wird als Nadir verwendet. Um für Utopia

auf 0 zu kommen, wird von der tatsächlichen Umlaufzeit  $t_{RT}$  die minimale Umlaufzeit  $t_{RTmin}$  abgezogen. Damit erhält man für die Designvariable folgende Transformation:

$$q_{t_{RT}} = t_{RT} - t_{RTmin} \quad (4.31)$$

#### 4.5.2.2 Mittlere Pfadlänge

Die mittlere Pfadlänge  $L_P$  ist der Erwartungswert für die Anzahl an Verbindungsabschnitten, die jedes Paket im Netz durchläuft.

Bei einer bekannten Verkehrsmatrix kann für jedes Netz die kürzeste, mittlere Pfadlänge  $L_{P,min}$  bestimmt werden. Dazu wird für jedes Quelle-Ziel-Paar der kürzeste Pfad berechnet und gemäß des Anteils dieses Verkehrs am Gesamtverkehr wird dessen Länge in  $L_{P,min}$  einbezogen. Da in  $L_{P,min}$  die jeweils kürzesten Pfade verwendet werden, kann das Ergebnis einer Messung der mittleren Pfadlänge im besten Fall gleich sein. Ist  $L_P$  größer, so hat die Wegesuche nicht immer die kürzesten Pfade ausgewählt. Die negativen Folgen sind eine (unnötig) höhere Netzauslastung durch Verwendung von mehr Verbindungsabschnitten pro Fluss und eine höhere Verzögerung der Pakete, die einen längeren Pfad durchlaufen müssen. Auf der positiven Seite kann eventuell mehr Verkehr im Netz transportiert werden und die Lastverteilung kann besser sein.

Je kürzer die mittlere Pfadlänge, desto besser ist das Ergebnis; die kürzeste Pfadlänge ist  $L_{P,min}$ , so dass die Designvariable wie folgt bestimmt wird um 0 als besten Wert zu bekommen:

$$q_{L_P} = L_P - L_{P,min} \quad (4.32)$$

Damit ist  $Q^u = 0$ . Für  $Q^a$  wird der von der Netztopologie abhängige mittlere zweitkürzeste Pfad mit der Länge  $L_{P,sec}$  zugrunde gelegt. Es kann mit ausreichender Sicherheit angenommen werden, dass nicht alle Pakete über diesen Pfad gehen. Angestrebt wird, dass nur die Hälfte der Pakete diesen Pfad nimmt. Damit ergibt sich  $Q^a = (L_{P,min} + L_{P,sec})/2 - L_{P,min}$ .  $Q^r$  wird vom Maximum für RIP (15) abgeleitet, d. h.  $Q^r = 14$ . Für kleinere Netze kann auch die mittlere Länge der längsten schleifenfreien Pfade zwischen allen Knotenpaaren (engl. *mean longest loop-free path, MLLP*) als Grundlage dienen. Ist  $Q^r$  nicht größer als  $Q^a$ , wird  $Q^r = Q^a + 1$  definiert. Der Nadir ist schwierig zu bestimmen, da OSPF keine Entfernungen kennt; es wird 254 als ausreichend großer Wert gewählt, da dies der größten codierbaren Entfernung in RIP entspricht.

#### 4.5.2.3 Mittlere Länge der Warteschlangen

Je mehr Pakete in einer Warteschlange sind, desto stärker werden sie verzögert, unabhängig von der Pfadlänge. Der Mittelwert der Warteschlangenlängen  $L_Q$  ist der Erwartungswert für die Länge einer Warteschlange, auf die ein ankommendes Paket trifft, und bestimmt somit die Wartezeit im Knoten.

Bei der Mittelwertbetrachtung werden sowohl lokale als auch zeitliche Unterschiede der Warteschlangenlänge vernachlässigt. Zeitgleiche Differenzen der Längen entstehen i. d. R. aufgrund von

lokal unterschiedlichem Angebot oder schlechter Verkehrsverteilung. Sie werden deshalb im Rahmen eines anderen Kriteriums berücksichtigt. Zeitliche Schwankungen können sowohl durch die Verkehrsverteilung als auch durch das Quellverhalten entstehen. Zum ersten Punkt gilt das bereits gesagte. Dass sich das Quellverhalten über der Zeit ändert ist unvermeidlich. Wenn möglich, muss ein temporäres Überangebot durch geschickte Verkehrsverteilung gemildert werden. Ist dies aufgrund der Angebotscharakteristik gar nicht machbar, so soll sich das nicht auf die Qualität des Kriteriums auswirken; durch die Mittelwertbildung wird erreicht, dass selten auftretende Überangebote gefiltert werden. Sind jedoch aufgrund des Angebots hohe Warteschlangenlängen zu erwarten, muss dies bei der Wahl der Schwellwerte berücksichtigt werden.

Die mittlere Warteschlangenlänge berechnet sich aus den mittleren Längen der einzelnen Warteschlangen  $L_{Q,i}$  wie folgt:

$$L_Q = \frac{1}{V} \sum_{i=1}^V L_{Q,i} \quad (4.33)$$

Das beste Ergebnis erhält man, wenn die Warteschlangen leer sind, das schlechteste, wenn sie permanent maximal ge- bzw. überfüllt sind. Hinsichtlich der einzustellenden oder erwarteten Größe von Warteschlangen gibt es in der Literatur verschiedene Vorschläge, die jedoch bei den meisten simulativen Untersuchungen nicht eingehalten werden.

In [105] wird die zumeist angewendete Richtlinie des Kapazitäts-Verzögerungsprodukts (engl. *bandwidth-delay-product*) angesprochen<sup>10</sup>. Gemäß ihr soll die Größe der Warteschlange dem Produkt aus der Kapazität und der Umlaufzeit des folgenden Verbindungsabschnitts entsprechen. In [42, 43] wird jedoch dargelegt, dass die Regel eigentlich nur unter stark vereinfachten Voraussetzungen (z. B. nur eine TCP-Verbindung) gilt. In [5] wird unter Berücksichtigung mehrerer TCP-Verbindungen ( $n$  TCP-Verbindungen) eine Verringerung der Warteschlangenlänge um den Faktor  $\sqrt{n}$  vorgeschlagen, da Lastoszillationen dies erlauben. Im Gegensatz dazu wird in [30] der Einfluss von Verlusten stärker berücksichtigt und die Warteschlangenlänge proportional zur Anzahl der Verbindungen erhöht.

In der Praxis haben viele Router größere Warteschlangen als gemäß dieser Vorgaben nötig, da Standardspeicherbausteine verwendet werden, die deutlich mehr Speicher zur Verfügung stellen<sup>11</sup>. Angesichts der realen Implementierungen und der kontroversen Diskussion optimaler Lösungen ist das Kapazitäts-Verzögerungsprodukt aber als Mindestschwellwert  $Q'$  immer noch gut geeignet.

Für den angestrebten Schwellwert  $Q^a$  wird der Vorschlag aus [43] verwendet: Bei  $I_R$  Eingängen eines Routers, soll die Warteschlange  $2 \cdot I_R$  Pakete aufnehmen können. Durch die sehr kleine Warteschlange wird vor allem die Verzögerung der Pakete klein gehalten.

<sup>10</sup>[105] (1994) wird zwar allgemein als Quelle für die Empfehlung angesehen, erste Erwähnungen fanden allerdings schon früher an anderer Stelle, z. B. in [54] (1990), statt.

<sup>11</sup>Bei STM-16 (2,4 GBit/s = 300.000 Byte/ms) würden selbst für 200 ms Laufzeit nur 60 MByte benötigt, Moderne Router (z. B. das Cisco Carrier Routing System CRS-1) bieten aber bereits bis zu 2 GByte Speicher pro Anschlusskarte mit 16 STM-16-Ports, d. h. 128 MByte pro Port. Dies entspricht ca. 500 ms Pufferzeit — manche Hersteller schlagen diesen Wert (deshalb?) sogar als Puffergröße vor.

Die Designvariable wird direkt zu  $q_{L,q} = L_q$  gesetzt.

### 4.5.3 Paketverlust

Paketverluste haben einen großen Einfluss auf den TCP-Durchsatz und sie beeinträchtigen den UDP-Echtzeitverkehr, bei dem erneutes Senden nicht in Frage kommt.

Paketverluste sind auf unterschiedliche Art möglich. In der Regel entstehen sie dadurch, dass Pakete in überfüllten Warteschlangen verworfen werden. Dass Pakete aufgrund von Störungen auf der Leitung als ungültig erkannt und verworfen werden, ist in heutigen Festnetzen extrem unwahrscheinlich. Aus Sicht der Anwendung sind aber auch Pakete verlorengegangen, die falsch weitergeleitet wurden. In [2] werden zudem Pakete mit verfälschtem Inhalt als verloren gewertet, da besonders bei korrumpiertem Paketkopf nicht mehr erkennbar ist, ob das Paket überhaupt für dieses Ziel bestimmt war. Des Weiteren werden fragmentierte und nicht mehr zusammensetzbare Pakete als Verlust gewertet. Bei Echtzeitanwendungen können auch zu spät oder außer der Reihe ankommende Pakete als Verlust betrachtet werden, sofern sie nicht mehr verwendbar sind.

Der Paketverlust wird unabhängig untersucht, um zu sehen, ob sein Einfluss signifikant ist. Die geeigneten Unterkriterien sind die

- Mittlere Paketverlustwahrscheinlichkeit
- Mittlere Wahrscheinlichkeit für Reihenfolgevertauschung

#### 4.5.3.1 Mittlere Paketverlustwahrscheinlichkeit

Im Folgenden wird nur die klassische Sichtweise verwendet, d. h. Verluste durch Fehler oder Überlast. Dabei ist die niedrigste Paketverlustwahrscheinlichkeit  $P_L = 0$ , die höchste  $P_L = 1$ . Somit ist eine Transformation nicht notwendig und die Designvariable wird direkt zu  $q_{P_L} = P_L$  gesetzt. In modernen Netzen wie dem Internet2 sind Paketverlustwahrscheinlichkeiten kleiner  $10^{-8}$  ohne weiteres zu erwarten [7].  $10^{-3}$  ist ein schlechter Wert, Verluste dieser Größenordnung entsprechen aber den Ergebnissen aus Simulationen von WDM-Burst-Switching-Netzen mit hoher Last [100].

#### 4.5.3.2 Mittlere Wahrscheinlichkeit für Reihenfolgevertauschung

Reihenfolgevertauschungen können immer dann auftreten, wenn Pakete des gleichen Flusses über unterschiedliche Pfade geleitet werden. Selbst wenn die Pfade gleich lang sind, kann es aufgrund unterschiedlicher Belegung der Warteschlangen entlang der Pfade zu unterschiedlichen Verzögerungen kommen. Bei TCP hat eine Vertauschung der Paketreihenfolgen ab einer bestimmten Grenze erheblich Einfluss auf den Durchsatz [94, 9], da Vertauschungen zu vieler Pakete oder in zu großem Umfang wie Verluste behandelt werden und zu erneutem Senden führen. Echtzeitanwendungen werfen Pakete außer der Reihe, sobald der Zeitpunkt, zu dem sie benötigt worden wären, vorbei ist.

1997 wurden Messungen an Internetverkehr durchgeführt [82] und bei 0,3 – 2% aller Pakete in Senderichtung war die Reihenfolge vertauscht. In Richtung der Empfangsbestätigungen waren immerhin noch 0,1 – 0,6% der Pakete vertauscht. Neuere Messungen (2002, [9]) haben Werte ergeben, die jeweils an der Unterkante der älteren Messungen lagen.

2006 wurden Ergebnisse der Messung am europäischen Wissenschaftsnetz vorgestellt [96], die gezeigt haben, dass u. a. aufgrund von Lastverteilungsmechanismen signifikante Reihenfolgevertauschungen entstehen können. Dabei sind bei einzelnen Messungen bis zu 23% aller Pakete vertauscht worden. Mit Bezug auf eine in [96] angegebene ITU-T Empfehlung [53] wird  $5 \cdot 10^{-3}$  als angestrebter Schwellwert verwendet. Da die neuen Messergebnisse auch gemäß den Autoren auf keinen Fall akzeptabel sind, wird als Mindestschwellwert ein älterer Messwert von 0,02 verwendet. Eine Abbildungsfunktion für die Wahrscheinlichkeit der Vertauschung  $P_S$  ist nicht notwendig, so dass die Designvariable zu  $q_{P_S} = P_S$  gesetzt wird.

#### 4.5.4 Netzauslastung

Die Netzauslastung ist eigentlich ein wichtiger Kennwert für die Wirtschaftlichkeit eines Netzes, aber auch für seine Fähigkeit Dienstgüte anzubieten. Leider ist die Leistung bezüglich der Netzauslastung nicht eindeutig interpretierbar.

Generell ist eine hohe Auslastung für den Betreiber wünschenswert. Sie zeigt an, dass viel Verkehr durch das Netz fließt, die Ressourcen gut ausgelastet sind und wirtschaftlich arbeiten, bzw. Einnahmen durch übertragenes Volumen erzeugen. Eine hohe Auslastung kann jedoch auch durch Verkehr entstehen, der über einen längeren als den kürzesten Pfad gelenkt wird, so dass nicht mehr Daten übertragen werden, sondern nur die vorhandenen Daten mehr Ressourcen belegen. In der Folge kommt es mindestens zu größeren Verzögerungen.

Im Gegenzug ist eine niedrige Auslastung nicht unbedingt schlecht. Die Verzögerungen sind i. d. R. kürzer und durch die geringere Belegung der Warteschlangen ist die Wahrscheinlichkeit von Paketverlusten geringer. Die Dienstgüte wird also häufig besser sein. Allerdings kann geringe Auslastung auch durch schlecht verteilten Verkehr entstehen. Nur wenige Pfade werden verwendet, auf denen es dann zu großen Verzögerungen und Verlusten aufgrund voller Warteschlangen kommt. Viele Verbindungsabschnitte des Netzes hingegen bleiben ungenutzt.

Für die Bewertung der Netzauslastung sind prinzipiell folgende Unterkriterien interessant:

- Mittlere Netzauslastung
- Standardabweichung der Netzauslastung

Beide haben sich jedoch im Lauf der Untersuchung als nicht verwendbar erwiesen. Sie sollen jedoch der Vollständigkeit halber hier diskutiert werden. Anstelle der Auslastung als eigenem Kriterium müssen deshalb andere Kriterien verwendet werden, die Auslastung zu bewerten: Ein hoher Durchsatz ist z. B. ein gutes Indiz für nützlich hohe Auslastung.



#### 4.5.4.1 Mittlere Netzauslastung

Die mittlere Netzauslastung  $\bar{\Lambda}$  kann als zeitlicher Mittelwert über die Summe der Auslastungen der Verbindungsabschnitte berechnet werden:

$$\bar{\Lambda} = \frac{1}{N \cdot V} \sum_{i=1}^N \sum_{j=1}^V \frac{R_{i,j}}{B_j} \quad (4.34)$$

wobei  $V$  die Anzahl der Verbindungsabschnitte,  $N$  die Anzahl der Messintervalle,  $R_{i,j}$  die Rate im Abschnitt  $j$  während des  $i$ -ten Intervall und  $B_j$  die Kapazität des Verbindungsabschnitts  $j$  ist.

Im Grunde kann die mittlere Netzauslastung nur im Vergleich mit der idealen Auslastung  $\Lambda_{\text{ideal}}$  sinnvoll bewertet werden. Diese berechnet sich aus der gesamten zu übertragenden Datenmenge  $A_t$ , der mittleren kürzesten Pfadlänge  $\bar{L}_{P,\min}$  und der Gesamtkapazität:

$$\Lambda_{\text{ideal}} = \frac{A_t \cdot \bar{L}_{P,\min}}{\sum_{i=1}^V B_j} \quad (4.35)$$

Entspricht die Auslastung genau der idealen Auslastung, scheint dies das optimale Ergebnis zu sein — dass dies nicht der Fall ist, wird noch gezeigt. Ist die Auslastung geringer als sie es beim gegebenen Verkehr sein sollte, kann dies nur durch Verluste entstehen. Obwohl diese bereits durch eine eigene Bewertung berücksichtigt werden, kann es nicht das Ziel sein, eine geringere Last auf Kosten von Verlusten zu erzielen. Mit geringer werdender Auslastung nimmt deshalb die Leistung ab. Ist die Auslastung größer, wurden die Pfade so gewählt, dass die tatsächliche mittlere Pfadlänge größer als die mittlere kürzeste Pfadlänge ist und damit eine höhere Gesamtlast entsteht. Diese liegt nicht im Interesse des Netzbetreibers, weswegen sich mit höherer Auslastung die Leistung verringert.

Die Problematik der Netzauslastung soll anhand eines Beispiels gezeigt werden. Abbildung 4.8 zeigt die Leistung einiger Kriterien bei der Wegesuche mit dem Shortest-Path-First-Algorithmus, Details zu diesem Ergebnis finden sich in Abschnitt 5.2.3.2. Im Graphen erreicht die Auslastung bei

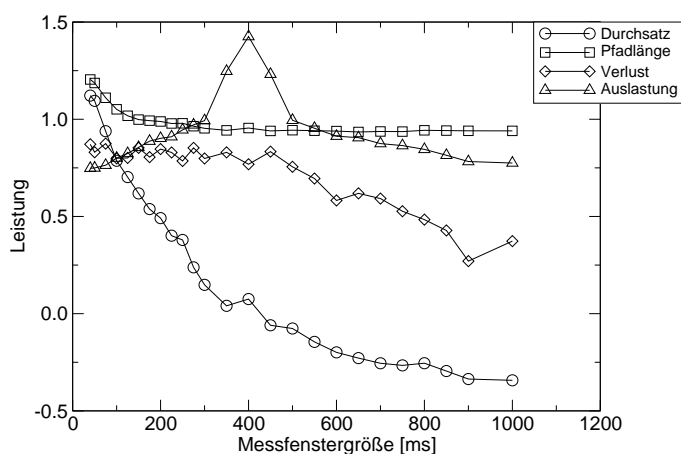


Abbildung 4.8: Fehlinterpertation der Auslastung

400 ms ein hervorragendes Maximum: Obwohl der Durchsatz sinkt, die Pfade länger und die Verluste

größer werden, ist das Netz anscheinend optimal ausgelastet. Die Ursache liegt daran, dass für Messfenster mit weniger als 400 ms Dauer das Netz leicht überlastet war: Deutlich höherer Durchsatz auf relativ wenig Pfaden. Für Messfenster mit mehr als 400 ms Dauer ist der Durchsatz bei längeren Pfaden geringer, das Netz gerät in Unterlast — beides sind keine optimalen Zustände. Das Maximum entsteht also nur aus dem Übergang von Über- zu Unterlast. Dass bei geringer werdendem Durchsatz keine optimale Auslastung erreicht werden kann, ist offensichtlich.

#### 4.5.4.2 Standardabweichung der mittleren Netzauslastung

Die Standardabweichung der mittleren Netzauslastung  $\sigma_{\bar{\lambda}}$  kann ein Maß dafür sein, dass der Verkehr ungleichmäßig verteilt wurde und deshalb Schwankungen in der Netzauslastung entstehen. Diese Schwankungen können aber auch durch lokale Unterschiede in Angebot und Wegewahl auftreten. Selbst wenn ein über das Netz und die Laufzeit im Mittel konstantes Angebot vorläge, könnte es aufgrund der statistischen Eigenschaften des eingespeisten Verkehrs zu räumlichen und zeitlichen Variationen kommen. Dieses Kriterium ist deshalb für die Bewertung nicht geeignet.

#### 4.5.5 Lastverteilung

Ziel der Lastverteilung ist die gleichmäßige Nutzung der Verbindungsabschnitte. So soll verhindert werden, dass einzelne Abschnitte überlastet werden und es zu Paketverlusten oder großen Verzögerungen kommt. Wo die Einnahmen des Betreibers vom übertragenen Volumen abhängen, können durch bessere Verteilung ein höherer Durchsatz und somit höhere Einnahmen erzielt werden. Durch die Lastverteilung werden i. d. R. die Pfade verlängert, wodurch die Verzögerung wieder ansteigen kann. Desweiteren kommt es dadurch zu einer überproportionalen Belegung von Ressourcen. Ein weiterer Nachteil bei der Lastverteilung entsteht durch die parallele Übertragung von Paketen einer Verbindung über verschiedene Verbindungsabschnitte. Meist kommt es dabei zu einer Reihenfolgevertauschung, mit den bereits erwähnten Auswirkungen. Es gibt allerdings Ansätze, wenigstens die Reihenfolgevertauschung zu minimieren [58]. Die Vor- und Nachteile der Lastverteilung müssen für jedes Netz unter Kenntnis der Verkehrsmatrix genau betrachtet werden, um festzustellen bis zu welchem Grad und auf welche Art eine Lastverteilung durchgeführt werden soll.

Bezüglich der Lastverteilung gilt das in Abschnitt 4.5.2.3 beschriebene gleichfalls: Unvermeidliche zeitliche und räumliche Schwankungen des Angebots müssen berücksichtigt werden und stellen nicht notwendigerweise ein Indiz für eine schlechte Lastverteilung dar.

Zu beachten ist, dass für die Betrachtung der Lastverteilung die Kapazität der Verbindungsabschnitte gleich sein sollte. Bei stark unterschiedlichen Kapazitäten ist eine Gleichverteilung unsinnig; Verbindungsabschnitte mit geringer Kapazität sollten i. d. R. nicht bis zum gleichen Prozentsatz ausgelastet werden wie solche mit großer Kapazität. Bei gleichen Kapazitäten kann dann die Last durch die direkt gemessene Rate ( $R = \Lambda \cdot B$ ) ersetzt werden. Die Unterkriterien, die damit für die Bewertung der Lastverteilung prinzipiell in Frage kommen sind:

- Mittlere Rate pro Verbindungsabschnitt
- Abweichung der Rate der Verbindungsabschnitte von der mittleren Rate aller Verbindungsabschnitte (Standardabweichung und mittlere Abweichung)

Bei genauerer Betrachtung stellt sich die mittlere Rate pro Verbindungsabschnitt als nicht geeignet dar. Wird der Mittelwert über den gesamten Messzeitraum berechnet, können die Werte der einzelnen Verbindungsabschnitte gut übereinstimmen, obwohl zu jedem beliebigen Zeitpunkt eine ungleiche Verteilung zu beobachten war. Ferner erhält man nicht einen singulären Leistungswert für das Gesamtnetz, sondern Werte für jeden Verbindungsabschnitt, die erst wieder zu verarbeiten sind.

#### 4.5.5.1 Mittlere Standardabweichung der Rate auf einem Verbindungsabschnitt

Die mittlere Standardabweichung der Rate auf den Verbindungsabschnitten wird für jedes Messintervall berechnet. Dazu wird pro Intervall die mittlere Belegung über alle Verbindungsabschnitte und ihre Standardabweichung bestimmt. Diese Standardabweichung wird über alle  $N$  Intervalle gemittelt, so dass man ein Maß für die Schwankung der Auslastung erhält:

$$\bar{\sigma}_V = \frac{1}{N} \sum_{j=1}^N \sqrt{\frac{1}{V} \sum_{i=1}^V (R_{i,j} - \bar{R}_j)^2} \quad (4.36)$$

Der beste Wert, der hier erzielt werden kann, ist 0, da dann alle Verbindungsabschnitte stets gleich belegt sind. Der schlechteste Wert tritt für zwei Verbindungsabschnitte auf, wenn immer oder abwechselnd nur exakt einer komplett belegt und der andere leer ist. Hier erhält man als höchste Standardabweichung die halbe Kapazität des Verbindungsabschnitts. Ein kontinuierliches Hin- und Herschwingen des Verkehrs von einem Verbindungsabschnitt zum anderen tritt in der Realität häufig auf [85] und führt im Extremfall zu einer Standardabweichung von  $0,288 \cdot B$  (Mindestschwellwert). Den angestrebten Schwellwert entnimmt man aus den Ergebnissen einer periodischen Schwankung der Größe  $x \cdot B$  ( $0 \leq x \leq 0,5$ ) um den Mittelwert der Rate. Die dabei entstehenden Standardabweichungen sind in Tab. 4.4 dargestellt. Obwohl sich viele Veröffentlichungen mit dem Problem der Wegesuche hinsichtlich gleichmäßiger Lastverteilung beschäftigen, gibt es bislang keine Aussagen darüber, bis zu welcher Abweichung der Auslastung von Verbindungsabschnitten das Kriterium der gleichmäßigen Auslastung erfüllt ist. Im Rahmen dieser Arbeit wird vorgeschlagen, dass eine Abweichung von maximal 0,10  $\leq x \leq 0,20$  angestrebt wird. Als Designvariable  $q_{\bar{\sigma}_V}$  wird die auf  $B$  normierte mittlere Standardabweichung verwendet:

$$q_{\bar{\sigma}_V} = \frac{\bar{\sigma}_V}{B} \quad (4.37)$$

#### 4.5.5.2 Mittlere Abweichung der Rate auf einem Verbindungsabschnitt

Dieser Wert ist ähnlich wie die mittlere Standardabweichung der Rate auf den Verbindungsabschnitten, durch die Verwendung der Absolutfunktion aber schwieriger zu handhaben. Sie wird im Weiteren

$x$	0,00	0,05	0,10	0,15	0,20	0,25	0,30	0,35	0,40	0,45	0,50
$\sigma$	0,000	0,029	0,058	0,087	0,116	0,144	0,173	0,202	0,231	0,260	0,288

Tabelle 4.4: Standardabweichung bei Schwankung der Belegung um die mittlere Kapazität

nicht verwendet und soll nur der Vollständigkeit halber hier erwähnt werden. Nach jedem Messintervall wird die mittlere Abweichung der Belegung aller Verbindungsabschnitte zur mittleren Belegung bestimmt. Diese Werte werden dann über die gesamte Zeit ebenfalls wieder gemittelt:

$$m_V = \frac{1}{N \cdot V} \sum_{j=1}^N \sum_{i=1}^V |R_{i,j} - \bar{R}_j| \quad (4.38)$$

Die Betrachtung der Schwellwerte ist analog zu der bei der mittleren Standardabweichung, lediglich die Werte für  $Q^a$  und  $Q^r$  weichen ab, wie in Tab. 4.5 dargestellt. Als Designvariable  $q_{m_V}$  wird die auf  $B$  normierte mittlere Abweichung verwendet.

$$q_{m_V} = \frac{\bar{m}_V}{B} \quad (4.39)$$

$x$	0,00	0,05	0,10	0,15	0,20	0,25	0,30	0,35	0,40	0,45	0,50
$m$	0,000	0,025	0,050	0,075	0,100	0,125	0,150	0,175	0,200	0,225	0,250

Tabelle 4.5: Mittlere Abweichung bei Schwankung der Belegung um die mittlere Kapazität

#### 4.5.6 Pfadstabilität

Mit der Pfadstabilität wird angegeben, wie oft sich ein Pfad zwischen Quelle und Ziel ändert. Eine hohe Stabilität ist nützlich, um Pfadoszillationen zu verhindern und somit den Durchsatz zu erhöhen und Verzögerungen konstant zu halten. Dazu wird die Belastung des Netzes durch Wegesucheinformationen verringert. Sie kann jedoch selbst bei geeigneten Maßnahmen nicht als gegeben betrachtet werden, da sie von zeitlichen und räumlichen Veränderungen des Verkehrsangebots abhängt. Obwohl ihre Auswirkungen bereits in anderen Ergebnissen enthalten sind, lohnt es sich, sie getrennt zu betrachten. Nur wenn die Pfadstabilität bekannt ist, kann entschieden werden, ob eine schlechte Qualität bei Durchsatz oder Verzögerung auf Mängel bei der Pfadstabilität zurückzuführen ist. Für ihre Bewertung eignen sich als Unterkriterien die

- Mittlere Anzahl der Pfadänderungen pro Knoten und Datenmenge
- Mittlere Wahrscheinlichkeit für Reihenfolgevertauschung

Die Diskussion für die mittlere Wahrscheinlichkeit für Reihenfolgevertauschung findet sich in Abschnitt 4.5.3.2.

#### 4.5.6.1 Mittlere Anzahl der Pfadänderungen pro Knoten und Datenmenge

Sobald eine signifikante Änderung der für die Wegesuche benötigten Netzparameter vorliegt, müssen die Pfade neu berechnet werden. Dies kann entweder vorbeugend geschehen, so dass bei Ankunft eines Pakets der neue Pfad bereits bekannt ist, oder erst bei der Ankunft des ersten Pakets nach der Änderung. Im ersten Fall werden unnötige Berechnungen durchgeführt, falls bis zu einer erneuten Änderung kein Paket ankommt, das die neu berechneten Pfade benötigt. Der Vorteil ist jedoch, dass die Informationen bei Ankunft eines Pakets sofort vorliegen und dann keine weitere Verzögerung mehr auftritt. Im zweiten Fall wird auf die Berechnung verzichtet, bis sie wirklich notwendig ist, allerdings kommt es dadurch zu Verzögerungen, da Paketen die Berechnung erst abwarten müssen.

Ein weiteres Problem ist, dass bei häufigen Änderungen Pakete einer Verbindung auf unterschiedlichen Pfaden zum Ziel kommen. Selbst wenn in Bezug auf die Anzahl der Verbindungsabschnitte gleich lange Pfade gewählt werden, kann es doch aufgrund unterschiedlicher Auslastung zu unterschiedlichen Verzögerungen kommen. Dadurch wird entweder der Durchsatz (TCP) oder die Funktionalität (Echtzeitverkehr) beeinträchtigt. In [97] wird dieses Problem genauer betrachtet: Es wird gezeigt, dass Pfadänderungen deutlich unterscheidbaren Einfluss auf kurze und lange IP-Verbindungen haben. Zudem wird untersucht, wie groß die Aktualisierungsintervalle für die Wegesucheinformationen sein sollen.

Ein Maß dafür ist die mittlere Anzahl der Pfadänderungen pro Zeiteinheit und Knoten  $\pi$ . Bezüglich der Schwellwerte erhält man  $Q_\pi^n$  für den Fall, dass pro Paket ein neuer Pfad berechnet werden muss. Dabei wird die Länge  $L_{\min}$  des kürzesten Pakets zugrunde gelegt.  $Q_\pi^n$  ergibt sich aus dem Fall, dass nie eine Neuberechnung stattfinden muss. Damit wird die Designvariable direkt zu  $q_\pi = \pi$  gesetzt. Angestrebt wird, dass sich die Pfade nur so oft verändern, dass ein Fluss mittlerer Länge  $L_{\text{flow}}$  keine Pfadänderung erlebt. Der Mindestschwellwert wird so festgelegt, dass erst nach einer Datenmenge, die der maximalen Paketlänge  $L_{\max}$  entspricht eine Pfadänderung stattfindet.

#### 4.5.7 Pfadlänge

Die Pfadlänge und ihre Schwellwerte wurde in Abschnitt 4.5.2.2 bereits als Unterkriterium der Verzögerung diskutiert. Sie stellt jedoch auch ein eigenes Kriterium dar, das der Netzbetreiber hinsichtlich seiner Ressourcenauslastung unabhängig von der Verzögerung betrachten sollte.

#### 4.5.8 Schwellwerte aller netzbezogenen Designvariablen

Tabelle 4.6 zeigt noch einmal alle Schwellwerte in der Gesamtübersicht. Für alle Designvariablen wurde die Berechnung so gewählt, dass  $Q^u = 0$  gilt. Dort wo  $Q^n \neq 1$ , wurden die nicht-normierten Werte lediglich zur besseren Veranschaulichung beibehalten.

	$Q^u$	$Q^a$	$Q^r$	$Q^n$
Mittlerer Durchsatz	0	$\max(0, 2, 1 - \frac{T_{wp}}{A_t})$	$\max(\max(0, 5, 1 - \frac{5}{8} \cdot \frac{T_a}{A_t}), 1 - \frac{T_{sp}}{A_t})$	1
TCP-Umlaufzeit [s]	0	$t_{RTmllp} - t_{RTmin}$	$1 - t_{RTmin}$	$60 - t_{RTmin}$
Mittlere Pfadlänge	0	$\frac{L_{P,min} + L_{P,sec}}{2} - L_{P,min}$	14 bzw. MLLP( $-L_{P,min}$ )	$255 - L_{P,min}$
Mittlere Länge der Warteschlangen	0	$2 \cdot I_R$	$2 \dots 4 \cdot B \cdot \tau$	$L_{Q,max}$
Mittlere Paketverlustwahrscheinlichkeit	0	$10^{-8}$	$10^{-3}$	1
Mittlere Wahrscheinlichkeit für Reihenfolgevertauschung	0	$5 \cdot 10^{-3}$	0,02	1
Mittlere Standardabweichung der Rate auf einem Verbindungsabschnitt	0	0,058 ... 0,116	0,288	0,5
Mittlere Abweichung der Rate auf einem Verbindungsabschnitt	0	0,05 ... 0,10	0,25	0,5
Mittlere maximale Differenz der Raten	0	0,1 ... 0,2	0,5	1
Mittlere Anzahl der Pfadänderungen pro Zeit	0	$\frac{1}{L_{flow}}$	$\frac{1}{L_{max}}$	$\frac{1}{L_{min}}$

Tabelle 4.6: Schwellwerte für die Designvariablen der netzbezogenen Bewertung

# Kapitel 5

## Bewertung der Abschätzmethoden

Für die Bewertung der Abschätzmethoden gibt es zwei sinnvolle Lösungen: Die Messung an realen Netzen und die Simulation. Eine analytische Bewertung kommt in dieser Arbeit nicht in Frage, da die Ergebnisse sehr stark vom Verhalten des TCP-Verkehrs abhängen. Analytische Verfahren, die dies einbeziehen, stehen nur für sehr kleine, sehr stark eingeschränkte Verfahren zur Verfügung [38]. Die Simulation besitzt gegenüber der Messung an einem realen Netz wesentliche Vorteile:

- Es kann ein größeres Netz untersucht werden, als dies i. d. R. für Versuche zur Verfügung steht. Obwohl die Untersuchung auf Paketebene einen großen Rechenaufwand verursacht, können moderne Rechner, eventuell unter Ausnutzung einer Multiprozessorarchitektur, in akzeptabler Zeit Simulationen über aussagekräftige Zeiträume ausführen. Durch sinnvolle Skalierung lässt sich der Aufwand zudem stark vereinfachen.
- Der Verkehr kann beliebig konfiguriert werden. Überlastsituationen können untersucht werden, ohne ein reales Netz zu beeinflussen. Die Simulation erlaubt den Einsatz von Verkehrsgeneratoren, die auch anomalen Verkehr erzeugen, um bestimmte Extremsituationen nachzubilden.
- In der Simulation können Messwerte erfasst werden, die in einem echten Netz nicht einfach erfasst werden können. So werden z. B. viele Zustandsinformationen von Netzkomponenten gar nicht erfasst, bzw. liegen nur innerhalb von Netzkomponenten vor und sind nicht zugänglich. Auch manche Eigenschaften des Datenverkehrs können nur durch Manipulation des Verkehrs (einhergehend mit einer Veränderung seiner Charakteristik) gewonnen werden. Für eine exakte Bestimmung der Laufzeit müsste man z. B. synchronisierte Uhren verwenden und jedes Paket mit Zeitstempeln versehen. In der Simulation hat man nur eine globale Uhr und den Paketen zugeordnete Metainformationen beeinflussen die Verkehrscharakteristik nicht.
- Alle Metainformationen können ohne Einfluss auf die simulierte Zeit bearbeitet werden („Rechnen in Null-Zeit“). Aufwändige Statistiken, die in einer Netzkomponenten eventuell Rechenleistung von anderen Aufgaben abziehen, vergrößern zwar die Laufzeit der Simulation, haben aber keinen Einfluss auf den Ablauf der zu simulierenden Prozesse.

Für die nachfolgenden Ergebnisse wurde auf der Basis der IKR-Simulationsbibliothek (IKR Simlib) [14] ein Simulationswerkzeug entwickelt, das die Untersuchungen für die Bewertung der Abschätzalgorithmen erlaubt. Die für diese Arbeit spezifische Implementierung erlaubt eine einfache Erweiterung des Werkzeugs um verschiedene zusätzliche Filter [76]. Sämtliche Simulationen finden auf Paketebene statt, um die Resultate der Messungen und Abschätzungen nicht bereits durch Vereinfachungen, wie z. B. der Aggregation von Verkehrsinformationen auf Ebene einer Verbindung, zu beeinflussen. Weitere Details zur Modellierung finden sich in den nachfolgenden Abschnitten.

## 5.1 Genauigkeit und Stabilität der Abschätzmethoden

### 5.1.1 Szenario „Verbindungsabschnitt“

Zur Analyse von Genauigkeit und Stabilität (GS-Analyse) der verschiedenen Methoden wird ein einfaches Modell (Abb. 5.1) gewählt. Der Verkehr mehrerer unabhängiger TCP- und UDP-Verkehrsgeneratoren (s. u.) wird auf einem einzelnen Verbindungsabschnitt zusammengeführt. Der Ausgang auf den Verbindungsabschnitt wird durch eine Warteschlange und eine Bedieneinheit modelliert. Sie sorgen dafür, dass es zu keiner Überlappung der Pakete kommen kann und dass die Datenrate nicht über der Kapazität des Verbindungsabschnitts liegt. Der Abschätzer beinhaltet mindestens ein Messgerät und erlaubt die Aneinanderreihung (Verkettung) von Filtern mit beliebigen Glättungs- und Abschätzmethoden. Ein Demultiplexer trennt den TCP- und UDP-Verkehr wieder, da die UDP-Pakete direkt in eine Senke geleitet werden, während die TCP-Pakete zuerst noch für die Erzeugung von TCP-Rückmeldungen ausgewertet werden. Die Kapazität des Verbindungsabschnitts beträgt 1,0 Mbit/s, die Warteschlange im Ausgang ist so dimensioniert, dass keine Verluste auftreten.

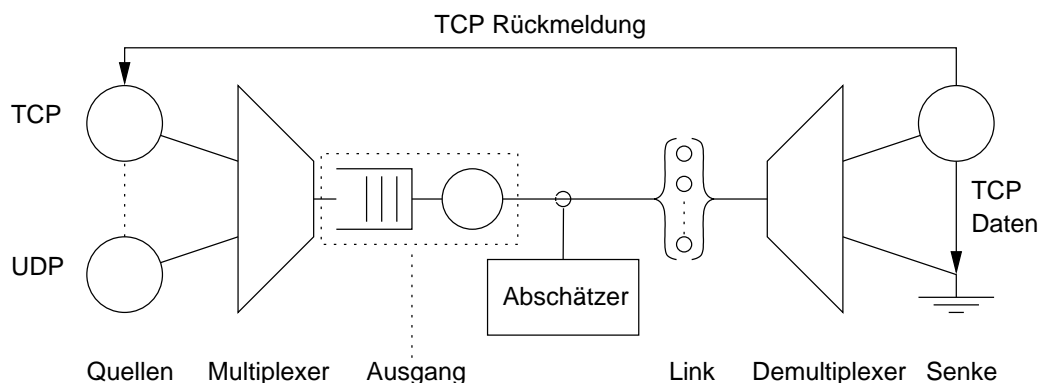


Abbildung 5.1: Modell für die Analyse der Mess- und Abschätzmethoden

### 5.1.2 Verkehrsmodell

Um den Verkehr möglichst real zu gestalten, wird eine Kombination aus TCP- und UDP-Verkehr gewählt. Leider wurden in jüngerer Zeit wenig vergleichende Untersuchungen dazu gemacht. Ins-



besondere gibt es keine Aufzeichnungen, die eine eigene Auswertung erlauben. Das TCP:UDP-Verhältnis der vorliegenden Analysen deckt ein breites Intervall ab. Verschiedene Veröffentlichungen [33, 69, 86, 71] zeigen ein TCP:UDP-Verhältnis von  $\sim 1 : 1$  (Bell Labs, USA) bis hin zu  $\sim 50 : 1$  (Universität Auckland, NZ). Bei älteren Messungen ist der Anteil von UDP sehr viel kleiner. Neuere Studien zeigen, dass durch Online-Spiele und Videoübertragungen der UDP-Anteil deutlich gestiegen ist. Dennoch ist der Großteil des übertragenen Verkehrs nach wie vor TCP-Verkehr. Um diesen Umständen Rechnung zu tragen, wird im Folgenden ein Verhältnis TCP:UDP von  $12 : 1$  festgelegt.

**TCP-Quellen:** Die Quellmodelle für den TCP-Verkehr wurden mit Hilfe der TCP-Bibliothek [15] der IKR-Simulationsbibliothek [14] implementiert. Die Parametrisierung erfolgt in Anlehnung an [13]. Die Bündelgröße (engl. *burst size*) gehorcht einer Paretoverteilung mit  $\alpha = 1,6$  und einem Mittelwert von 10.000 Byte. Der Abstand zwischen zwei Bündeln (engl. *idle time*), d. h. die Zeit von der vollständigen Übertragung des letzten Pakets eines Bündels bis zum Absenden des ersten Pakets des nächsten Bündels, gehorcht einer negativ-exponentiellen Verteilung mit einem Mittelwert von 1100 ms. Das Angebot der TCP-Quellen liegt insgesamt bei 80% der Kapazität des Verbindungsabschnitts. Bezüglich der für den TCP-Algorithmus spezifischen Parameter wurden die in [15] beschriebenen Standardeinstellungen verwendet. Aus den Randbedingungen für das TCP-UDP-Verhältnis ergibt sich eine Anzahl von 10 TCP-Quellen.

**UDP-Quellen:** Auch die UDP-Quellen erzeugen büschelförmigen Verkehr. Dabei gehorcht die Länge des Bündels einer geometrischen Verteilung mit einem Mittelwert von ebenfalls 10.000 Byte. Obwohl die Untersuchung Vorgänge eines Kernnetzes betrachtet, kommt der Verkehr aus einem Zugangsnetz. Deshalb werden für die Segment-, d. h. die Paketgröße, und den Abstand zwischen zwei Rahmen des selben Bündels (engl. *interframe gap*) Ethernet-typische Werte verwendet. Die Bündel werden in Segmente von 1500 Byte unterteilt<sup>1</sup>, die Zeit zwischen zwei Segmenten beträgt  $0,1 \text{ ms}^2$ , ein mittlerer Abstand zwischen zwei Bündeln von 3 s wird vorgegeben. Aus den Randbedingungen für das TCP:UDP-Verhältnis ergibt sich, dass zwei UDP-Quellen verwendet werden müssen.

### 5.1.3 Auswahl der Basismessmethode

Ein prinzipielles Problem der Untersuchung der Abschätzverfahren ist, dass die einzelnen Methoden bezüglich einer Referenz bewertet werden müssen. In Abschnitt 3.3 wurde bereits das Problem der „exakten“ Kapazitätsmessung beschrieben, woraus sich ergibt, dass es *die* genaue Messung als Referenz sinnvollerweise gar nicht geben kann. Mit Hilfe des Referenzpunkt-Verfahrens lässt sich aber die sinnvollste Messmethode herausarbeiten. Im Folgenden werden deshalb die verschiedenen Messmethoden wie in Abschnitt 4.3 beschrieben, analysiert, um daraus die für die Bewertung der Abschätzmethoden zu verwendende Referenzmessung zu gewinnen.

---

<sup>1</sup>Dies entspricht etwa der maximalen Ethernet-Rahmengröße

<sup>2</sup> $0,1 \text{ ms}$  entsprechen dem für 10 MByte-Ethernet üblichen Abstand von 96 Byte [81]

Dieser Abschnitt beschreibt nicht nur die Auswahl der Messmethode, die als Grundlage für die weiteren Untersuchungen dienen soll. Er zeigt gleichzeitig, dass das Referenzpunkt-Verfahren auch ohne Verwendung von Abschätzverfahren sinnvoll ist, um nur ein Messverfahren auszuwählen, bzw. für ein gewähltes Verfahren die Parameter (z. B. Zeitfenstergröße) zu bestimmen.

Unabhängig von der gewählten Methode muss das Gesamtergebnis der Kompromiss sein, möglichst wenige Messungen, diese aber so genau wie möglich durchzuführen.

### 5.1.3.1 Mengenbasierte Messung

Da die rein mengenbasierte Messung einen leeren Verbindungsabschnitt nicht erkennen kann (s. Abschnitt 3.3.2), wird nur die zeitbegrenzte, mengenbasierte Messung betrachtet.

Für vergleichbar große Zeitfenster wie bei der zeitfensterbasierten Messung (d. h. die Dauer, um die für eine Messung benötigte Anzahl an Paketen zu empfangen, entspricht dem Zeitfenster der zeitfensterbasierten Messung) ist die Leistung von zeitfenster- und mengenbasierter Verfahren nahezu identisch. Allerdings erhält man generell eine höhere Anzahl an Messwerten, die verarbeitet werden müssen und deshalb eine schlechtere Leistung. Für kleinere Zeitfenster erhält man ohnehin mehr Messwerte, ohne signifikant genauere Messungen zu bekommen und für größere Zeitfenster sinkt die Genauigkeit wieder. Beide Ansätze erzielen somit ebenfalls eine schlechte Leistung. Aus diesem Grund werden die Ergebnisse nicht in den Schaubildern des nächsten Abschnitts gezeigt.

### 5.1.3.2 Zeitfensterbasierte Messung

Von den in Abschnitt 3.3.1 vorgestellten rein zeitfensterbasierten Messungen wird nur die mit konstanter Intervalldauer untersucht. Verfahren mit dynamischer Intervalldaueranpassung sind rechnerisch aufwändiger, das gewählte Verfahren sollte aber in dieser Hinsicht möglichst einfach sein. Bei den Messungen wurde sowohl eine unterschiedliche Intervalldauer als auch eine unterschiedliche Zeitfensterverschiebung (Granularität) berücksichtigt. In Abbildung 5.2 ist das Ergebnis der Vergleiche zu sehen. Das linke Bild (a) zeigt die Gesamtübersicht mit Fenstergrößen von zwei bis 6.000 ms. Im rechten Bild (b) sind die genauen Unterschiede der Ergebnisse an den Hochpunkten in einem Ausschnitt besser sichtbar.

Dass höhere Granularität das Ergebnis beeinflusst ist offensichtlich, da die Anzahl der Messvorgänge erhöht werden muss. Dies widerspricht der Forderung nach wenig Aufwand. Der Einfluss auf das Gesamtergebnis ist jedoch nicht sehr groß, wie durch Änderung der Schwellwerte gezeigt werden kann. Der wesentliche Einfluss kommt aus der Fenstergröße.

Basierend auf den oben beschriebenen Ergebnissen, wird für die folgenden Untersuchungen der Abschätzmethoden als Messverfahren die *zeitfensterbasierte Messung mit einer Fenstergröße von 40ms und einer Granularität von 1* verwendet.

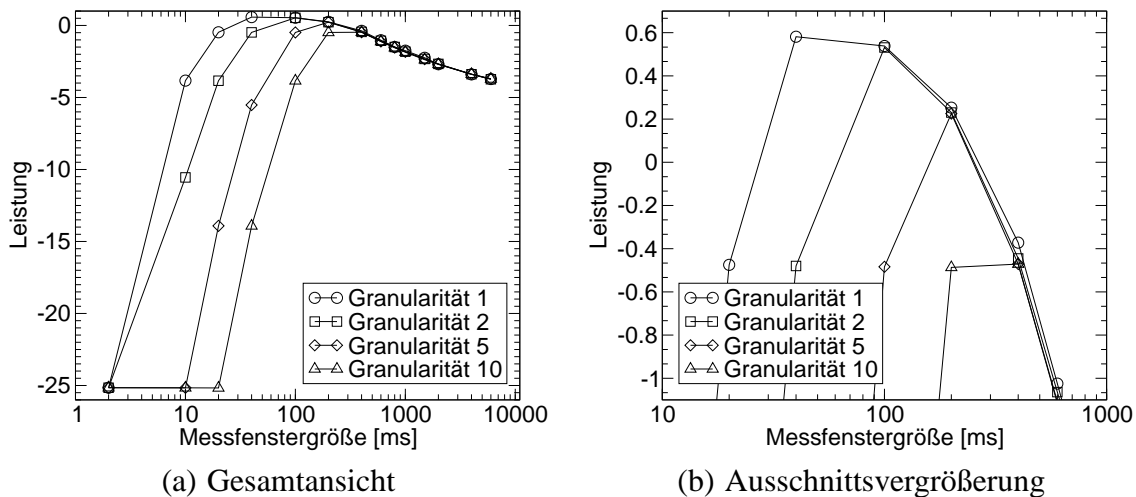


Abbildung 5.2: Leistung der zeitfensterbasierten Messung

### 5.1.4 Auswertung der Abschätzmethoden

Für die Bewertung der Abschätzmethoden werden nicht alle in Abschnitt 4.4 vorgestellten Kriterien verwendet. In [109] wird vorgeschlagen, lediglich zwei Kriterien zu verwenden, und zwar den Median des absoluten prozentualen Fehlers der Vorhersage (s. Abschnitt 4.4.1.4) als Maß für die Genauigkeit innerhalb kurzer Zeitabschnitte und die Standardabweichung (s. Abschnitt 4.4.2.3) als Maß für die Stabilität. Für die vorgesehene Bewertung ist diese Kombination jedoch nicht optimal, weswegen eine andere Kriterienzusammenstellung bevorzugt wird.

Um die Genauigkeit besser bewerten zu können, wird zusätzlich zum MAPEF der Bestimmungskoeffizient  $R^2$  verwendet (s. Abschnitt 4.4.1.3). Die beiden unterscheiden sich in ihrer Leistung teilweise signifikant. Obwohl  $R^2$  einen tendenziell ähnlichen Verlauf wie der MAPEF hat, erfasst der MAPEF die Wertegenauigkeit besser, während  $R^2$  die Tendenz besser erfasst. Die Gründe für die schlechte Eignung des mittleren absoluten Fehlers und des Korrelationskoeffizienten für die Bestimmung der Genauigkeit wurden bereits in Abschnitt 4.4.1 erläutert. Der Theilsche Ungleichheitskoeffizient wird nicht verwendet, da die zeitliche Verschiebung mancher Abschätzmethoden (z. B. des Medians) zu prinzipiell sehr schlechten Ergebnissen führt.

Bezüglich der Stabilität hat sich gezeigt, dass die Standardabweichung häufig ungeeignet ist. Bei der Diskretisierung mit wenigen Stufen erhält man z. B. sehr stabile Schätzungen, die Standardabweichung unterscheidet sich aber kaum von der der Messung, so dass die Leistung sehr schlecht ist. Dies liegt daran, dass die Schätzwerte zwar über längere Zeit stabil sind, aber oftmals einen großen Abstand vom Mittelwert haben. Die mittlere Abweichung wurde bereits in Abschnitt 4.4.2.2 ausgeschlossen, so dass zur Bewertung der Stabilität die mittlere Konstanz verwendet wird.

Die Schwellwerte für die Designvariablen werden wie in den obigen Abschnitten beschrieben verwendet. Obwohl sie sich nicht um Größenordnungen unterscheiden, wird die modifizierte Version des Referenzpunkt-Verfahrens verwendet, da sie bessere Vergleichsmöglichkeiten bietet.

Bei der Parametrisierung der Abschätzfilter wurde darauf geachtet, dass das Gesamtintervall für die Berechnung von Schätzwerten 1 s nicht übersteigt. Für jede Methode wird in einem Schaubild die Einzelleistung des Bestimmungskoeffizienten ( $R^2$ ), des Medians des absoluten prozentualen Fehlers (MAPEF) und der mittleren Konstanz sowie die Gesamtleistung dargestellt.

### 5.1.4.1 Filter mit linearer Regression

Die lineare Regression wird über maximal 25 Messwerte durchgeführt. Die in Letzt- und Mittelwertregression unterschiedenen Ergebnisse sind in Abb. 5.3 dargestellt und entsprechen den in Abschnitt 3.4.2 gemachten Beobachtungen.

Bei der Letztwertregression (a) ist die Genauigkeit der Abschätzung besser. Somit fällt die Leistung des Bestimmungskoeffizienten und des MAPEF zwar beständig aber nicht unter 0. Allerdings steigt die Stabilität für größere Regressionsfenster nur langsam. Der Maximalwert wird erst für 20 Werte, d. h. für 800 ms, erreicht.

Bei der Mittelwertregression (b) erhält man eine stabilere Abschätzung. Dies macht sich durch eine höhere Konstanz bemerkbar. Allerdings wird die Genauigkeit mit einem größeren Regressionsfenster sehr schnell geringer, so dass bereits in einem frühen Bereich ihre schlechte Leistung dominiert. In der Summe führt dies dazu, dass die Gesamtleistung rasch ansteigt (Maximum bei sechs Werten) aber auch schnell wieder absinkt.

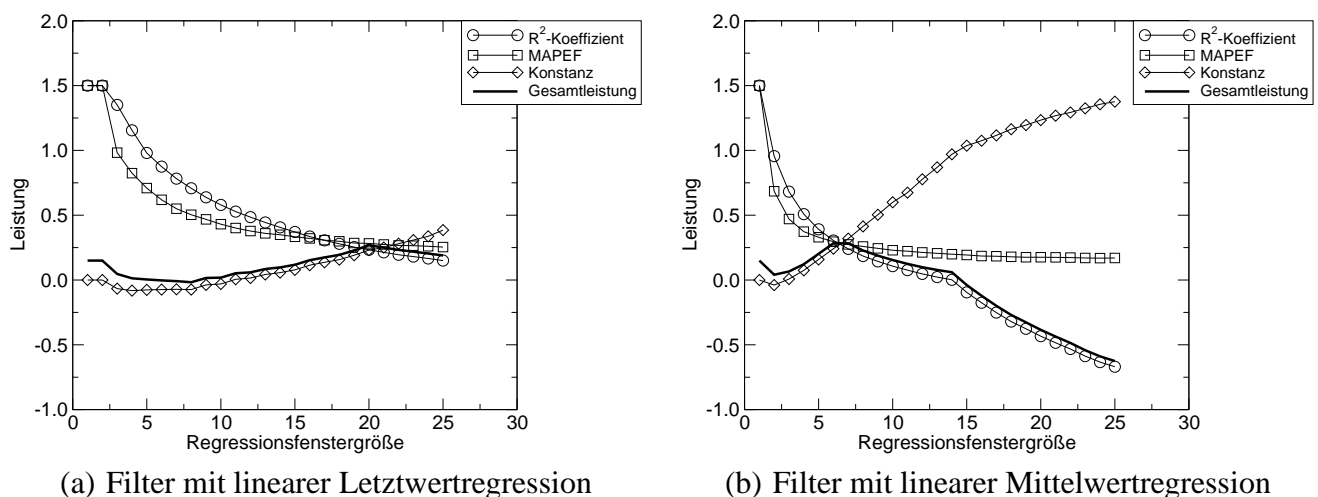


Abbildung 5.3: Leistung des Filters mit linearer Regression

Insgesamt ist die Leistung der Mittelwertregression ( $f(\vec{q}) = 0,250$ ) etwas höher als die der Letztwertregression ( $f(\vec{q}) = 0,238$ ). Dies entspricht einem Gewinn von ca. 5%. Zudem gibt es bei der Mittelwertregression noch eine zweite Fenstergröße bei 7, die eine höhere Leistung aufweist ( $f(\vec{q}) = 0,249$ ). Die Verwendung der Mittelwertregression ist demzufolge vorzuziehen.

### 5.1.4.2 Filter mit arithmetischem Mittel

Das Ergebnis eines Filters mit dem arithmetischem Mittel (Abb. 5.4) ist fast identisch zum Ergebnis des Filters mit der linearen Regression unter Verwendung des mittleren Werts. Das ist offensichtlich, da der mittlere Wert der Regressionsgeraden in etwa dem Mittelwert innerhalb eines Intervalls von Messwerten entspricht. Die maximale Leistung wird für eine Fenstergröße von 6–7 Intervallen erreicht. Da das arithmetische Mittel leichter zu bestimmen ist als der mittlere Wert einer linearen Regression, empfiehlt sich die Verwendung des arithmetischen Mittels.

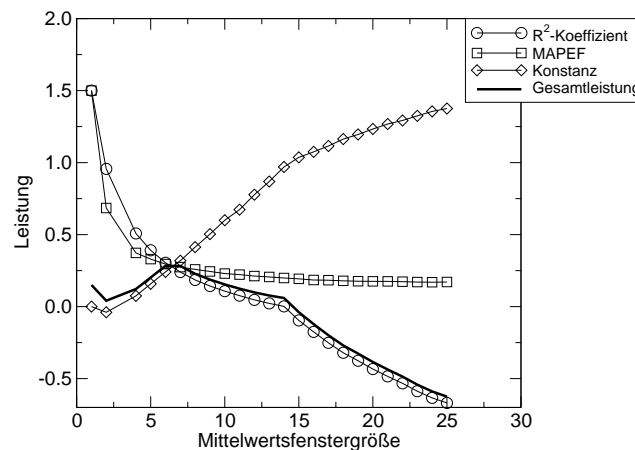


Abbildung 5.4: Leistung des Filters mit arithmetischem Mittel

### 5.1.4.3 Median-Filter

Das Ergebnis eines Median-Filters ist in Abb. 5.5a zu sehen. Wie erwartet, steigt die Stabilität mit der Fenstergröße. Der relative absolute Fehler sinkt zwar mit steigender Fenstergröße, aber die Leistung bleibt im akzeptablen Bereich. Die Gesamtleistung wird jedoch stark durch den Bestimmungskoeffizienten dominiert (in der Abbildung von  $Q$  überdeckt, nicht sichtbar). Das insgesamt schlechte Abschneiden mit einer maximalen Leistung von  $f(\vec{q}) = -0,04$  resultiert aus der Zeitverschiebung, die mit dem Median einhergeht. Bereits bei einer Fenstergröße von fünf hinkt der Schätzwert dem Messwert um 200 ms hinterher, bei einer Fenstergröße von 25 ist es bereits eine Sekunde. Besonders interessant ist, dass die Leistung unter den Wert von  $-2$  sinkt. Wie in Abschnitt 4.4.1.3 beschrieben, kann die Designvariable des Bestimmungskoeffizienten für schlechte Übereinstimmung beliebig groß werden, so dass auch die Leistung beliebig schlecht, d. h. kleiner als  $-2$  werden kann.

Abbildung 5.5b zeigt als Experiment, wie die Leistung des Median aussehen würde, wenn die Abschätzung gleich, aber nicht zeitverschoben wäre. Der Verlauf des Bestimmungskoeffizienten unterscheidet sich deutlich: Auch wenn die maximale Leistung gleich ist, fällt sie doch aufgrund der besseren Übereinstimmung nicht so stark ab und erreicht auch nicht ganz so schlechte Werte. Der relative absolute Fehler wird durch den direkten zeitlichen Bezug ein wenig besser. Leider ist die Methode nicht anwendbar, da sie verlangt „in die Zukunft zu sehen“.

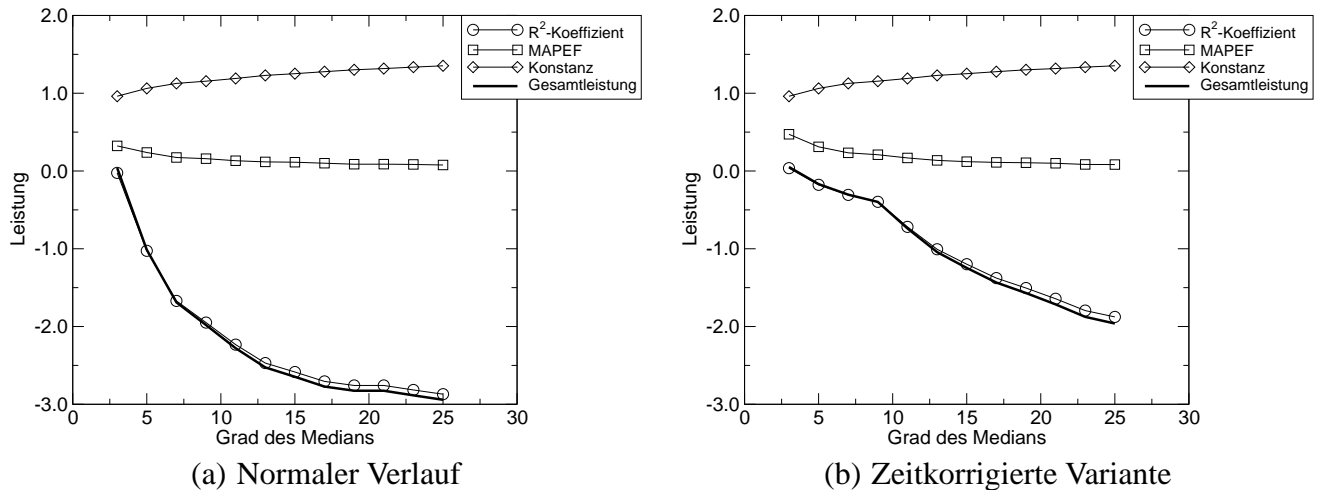


Abbildung 5.5: Leistung des Median-Filters

5.1.4.4 Filter mit Hanning-Fenster

Auf den ersten Blick sieht das Ergebnis eines Filters mit einem Hanning-Fenster in Abb. 5.6 kaum besser aus als das des Median-Filters. Die maximale Leistung beträgt  $f(\bar{q}) = 0,04$ . Da das Hanning-Fenster ebenfalls eine Zeitverschiebung verursacht, war dies zu erwarten. Im Gegensatz zum Median bringt das Hanning-Fenster aber in jeden Schätzwert auch einen Anteil des aktuellen Messwerts, so dass sich die Schätzung besser mit der Messung deckt. Dadurch ist die Leistung des Bestimmungskoeffizienten ein wenig besser als beim Median. Da das Hanning-Fenster sanft glättet, ist die Konstanz für weniger Punkte nicht besonders gut, erst für viele Punkte ergibt sich aufgrund der einsetzenden Trägheit der Schätzung ein besserer Wert. Die Gesamtleistung steigt nur schwach und für eine Anzahl von fünf Punkten ergibt sich sogar eine positive Leistung. Sie wird im weiteren aber durch die geringe Genauigkeit aufgehoben.

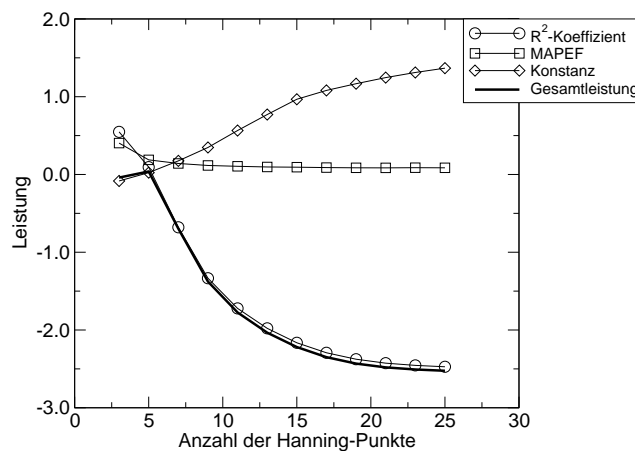


Abbildung 5.6: Leistung des Filters mit Hanning-Fenster

### 5.1.4.5 Verkettung von Hanning-Fenster- und Median-Filter

Unter Verkettung soll im Folgenden die Hintereinanderausführung zweier Filterverfahren verstanden werden<sup>3</sup>. In Abb. 5.7 sind die Ergebnisse der Verkettung dargestellt. Da beide Algorithmen eine Verzögerung von mindestens drei Messwerten einführen, ist die Mindestverzögerung der Filterverkettung sechs Messwerte lang. Wie oben gezeigt, hat das Hanning-Fenster zwar bei fünf Punkten eine ausreichende Bewertung, der Median zeigt jedoch ständig eine nicht akzeptable Leistung. Somit ergibt sich für die Verkettung der beiden Algorithmen ebenfalls eine nicht akzeptable Leistung. Diese resultiert jedoch ausschließlich aus der durch die Verzögerung entstandenen unzureichenden Genauigkeit, d. h. der geringen Leistung des Bestimmungskoeffizienten. Wie in der Darstellung der Einzelleistungen zu sehen ist, ergibt sich nämlich ein durchgehend sehr guter Wert für die Konstanz. Die maximale Leistung beträgt  $f(\vec{q}) = -1,232$ .

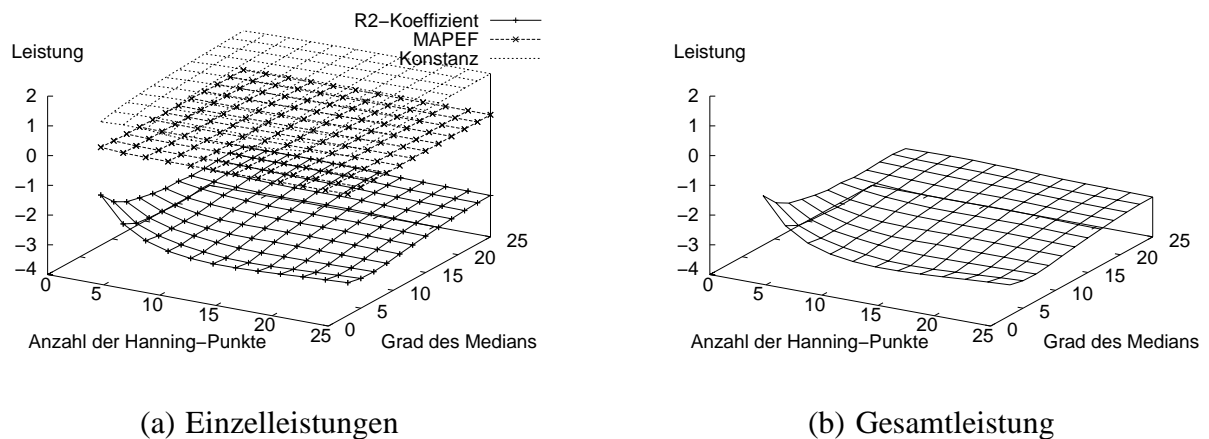


Abbildung 5.7: Leistung der Verkettung von Hanning-Fenster- und Median-Filter

### 5.1.4.6 Filter mit exponentiell gewichtetem Durchschnitt (EWMA)

**Filter mit einfachem EWMA:** Bei einem Filter mit einfachem EWMA, s. Gl. (3.13), ist die Genauigkeit umso größer, je größer der Gewichtungsfaktor ist, d. h. je mehr Bedeutung der aktuelle Messwert für die Schätzung hat. Die Stabilität hingegen sinkt erst mit kleiner werdendem Gewichtungsfaktor, um für noch kleinere Faktoren wieder anzusteigen. Während eine Messung durchaus für ein bestimmtes Intervall konstant sein kann, folgt die Schätzung für kleine Gewichtungsfaktoren nur langsam, unter sich ständig verändernden Werten nach. Teilweise verlässt die Messung ein konstantes Intervall bereits wieder bevor die Schätzung sie erreicht hat. Für ganz kleine Gewichtungsfaktoren wird die Schätzung dann so träge, dass sie eine höhere Konstanz zeigt. Abbildung 5.8 zeigt die Einzelleistungen und die daraus resultierende Gesamtleistung. Die höchste Leistung erhält man für Gewichte um 0,2 mit  $f(\vec{q}) = 0,34$ .

<sup>3</sup>Mathematisch wird die Verkettung (oder Komposition) als  $(g \circ f)(x) := g(f(x))$  dargestellt [16].

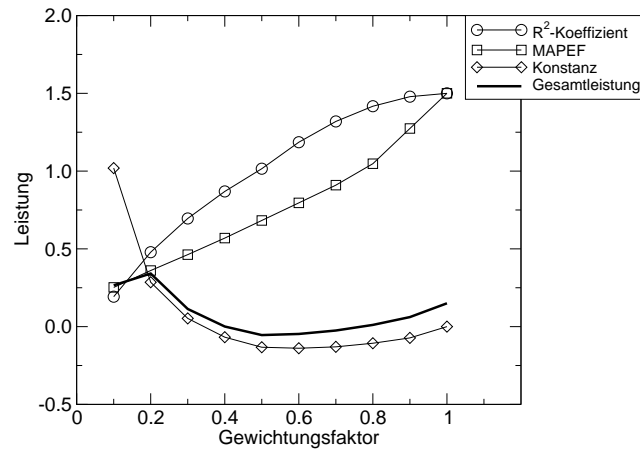


Abbildung 5.8: Leistung des Filters mit einfachem EWMA

**Filter mit Datenraten-EWMA:** Bei einem Filter mit einem von der Datenrate abhängigen EWMA liegen die Leistungen für Genauigkeit ( $R^2$  und MAPEF) und Stabilität im Bereich kleiner Gewichtungsfaktoren sehr weit auseinander (s. Abb. 5.9). Die sehr hohe Stabilität entsteht, weil die Differenz zwischen Minimal- und Maximalwert der Abschätzung aufgrund der Glättung nur noch ca. 20% der Gesamtkapazität beträgt und sie lange Phasen absoluter Konstanz aufweist — die Messergebnisse selbst schwanken von Null bis zur Maximalrate. Aus diesem Verhalten heraus entsteht auch der sehr schlechte Wert für den Bestimmungskoeffizienten  $R^2$  (siehe auch Abschnitt 5.1.4.2), da sowohl die Werte als auch die Form der Abschätzung im Bereich kleiner Gewichtungsfaktoren stark von der Messung abweichen. Die Leistung in Bezug auf den MAPEF ist nicht ganz so schlecht, da die absoluten Werte in den meisten Fällen nicht zu stark differieren. Dennoch ist der Unterschied zwischen dem maximalen absoluten prozentualen Fehler (16.000%) und dem MAPEF (66%) sehr groß.

Ab einem mittleren Gewichtungsfaktor ändert sich die Stabilität nicht mehr signifikant. Ihre Leistung ist durchgehend akzeptabel. Für größere Faktoren dominiert die schlechter werdende Stabilität die Gesamtleistung, die jedoch im positiven Bereich bleibt. Als maximale Leistung erhält man  $f(\vec{q}) = 0,37$  für einen Gewichtungsfaktor von 0,6.

**Filter mit retrospektivem EWMA:** Mit dem arithmetischen Mittel als Glättungsfunktion erhält man das beste Ergebnis  $f(\vec{q}) = 0,34$  für eine Fenstergröße von eins und einen Gewichtungsfaktor von 0,2. Dies entspricht genau dem Maximalwert des einfachen EWMA, der ohnehin der bessere der beiden Algorithmen ist. Eine Häufung weiterer hoher Leistungen zeigt sich für die Parametergruppe bei der das arithmetische Mittel seine höchste Leistung hat (Fenstergröße von 4 – 7 Messintervallen) kombiniert mit einem Gewichtungsfaktor von  $0,8 \leq \alpha \leq 1,0$ . Diese Gruppe erhält ihre guten Ergebnisse aus den Maxima des arithmetischen Mittels, die vom EWMA durch die leichte Einbeziehung der Historie in ihrer Stabilität verbessert werden. Die Genauigkeit leidet dabei weniger als durch Vergrößerung des Fensters beim arithmetischen Mittel. In Abb. 5.10 sind die Ergebnisse dargestellt.



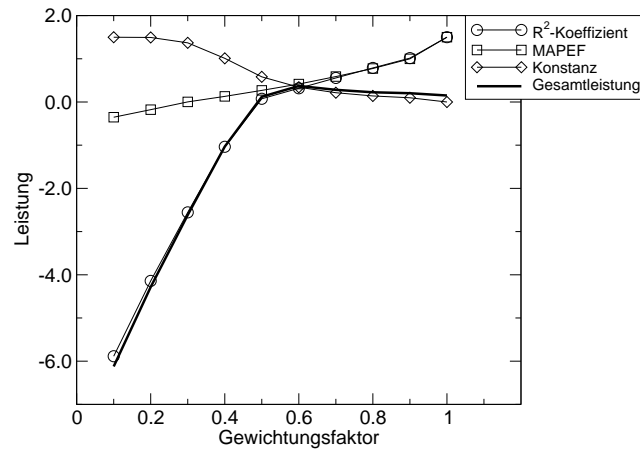
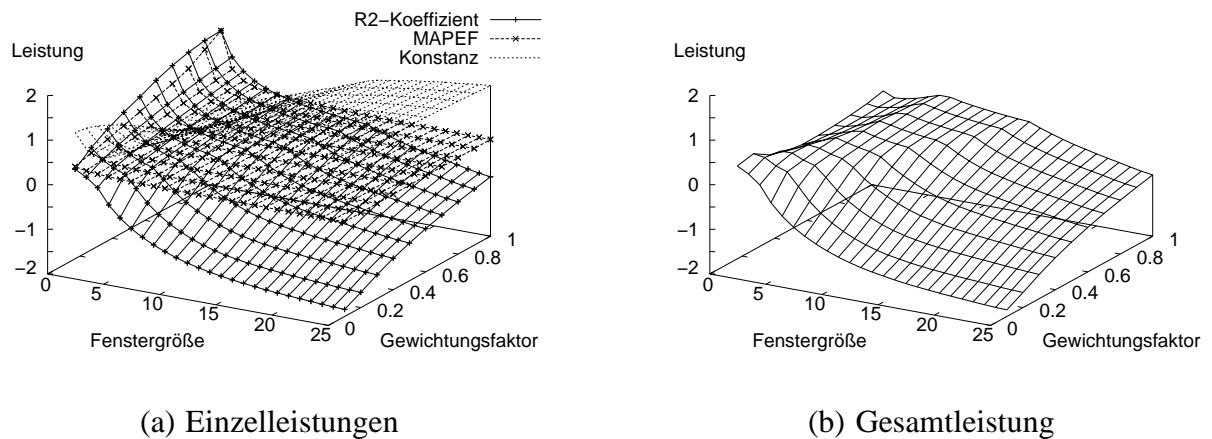


Abbildung 5.9: Leistung des Filters mit Datenraten-EWMA



(a) Einzelleistungen

(b) Gesamtleistung

Abbildung 5.10: Leistung des Filters mit retrospektivem EWMA mit arithmetischem Mittel als Glättungsalgorithmus

#### 5.1.4.7 DiskretisierungsfILTER

Die Anzahl der Diskretisierungsstufen wurde für diese Untersuchung auf 2 – 24 beschränkt. Bei einer Stufe ergibt sich nur ein konstanter Schätzwert, für eine größere Anzahl an Stufen ändert sich die Leistung kaum noch.

Der direkte Vergleich der Diskretisierung mit dem WPF muss anders als bei den übrigen Verfahren durchgeführt werden. Da bei der Diskretisierung nicht das Messfenster, sondern die Interpretation des Messergebnisses verändert wird, findet eine Glättung nicht über die Zeitdauer, sondern über die Begrenzung möglicher Abschätzwerte statt. Ergebnisse werden mit der gleichen Frequenz wie beim kleinsten Zeitfenster des WPF erzeugt. Deshalb müssen alle Ergebnisse gegen die des WPF mit einem Messzeitfenster von 40 ms verglichen werden.

**Gleichförmiger Diskretisierungsfiler:** Bei der gleichförmigen Diskretisierung ist auffällig, wie schnell sich für eine erhöhte Stufenanzahl die Genauigkeit verbessert und einem stabilen Wert zustrebt. Dies gilt für den MAPEF und in besonderem Maß für den Bestimmungskoeffizienten und liegt daran, dass die Diskretisierung keinen zeitlichen Versatz bzw. keine prinzipielle zeitliche Verzögerung einführt. Die Schätzwerte verhalten sich, abgesehen vom Diskretisierungsfehler, immer getreu zum Messwert. Gleichzeitig ist die Konstanz im Bereich weniger Stufen relativ hoch, da nur große Änderungen des Messwerts Anlass zur Änderung des Schätzwerts geben. Zwar sinkt die Konstanz im Weiteren relativ stark ab, bleibt aber fast immer im akzeptablen Bereich. Aus diesem insgesamt guten Verhalten resultiert die hohe Leistung von  $f(\vec{q}) = 0,68$ . Abbildung 5.11 zeigt die Verläufe der Einzelleistungen.

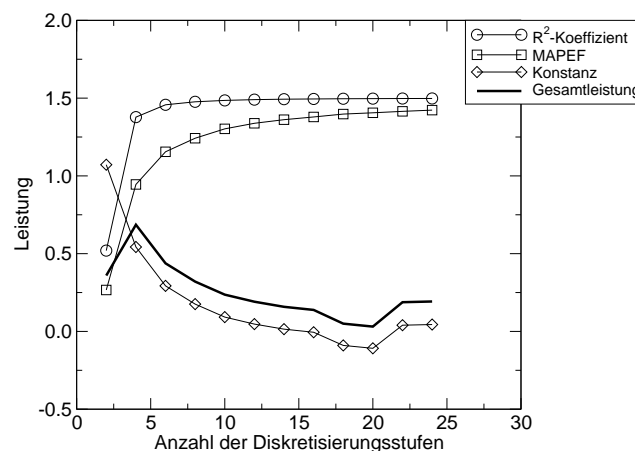


Abbildung 5.11: Leistung des gleichförmigen Diskretisierungsfilters

**Diskretisierungsfiler mit Hysterese:** Bei der Diskretisierung mit Hysterese erhöht sich die Leistung des Filters beträchtlich (s. Abb. 5.12). Für vier Stufen und eine Hysterese von 30% der Zonengröße beträgt die maximale Leistung  $f(\vec{q}) = 1,0$ , für bis zu acht Stufen bleibt die Leistung (in Abhängigkeit von der Hysterese) immer noch hoch und sinkt erst dann langsam ab. Gleichzeitig sinkt die minimale Leistung bei zwei Stufen auf einen Wert von unter  $-9^4$ . Dies liegt daran, dass bei lediglich zwei oder drei Stufen und größerer Hysterese die Schätzung aufgrund der großen Zone nahezu konstant bleibt. Die Genauigkeit ist dadurch sehr schlecht. Für eine größere Stufenzahl bewirkt die Hysterese für die Genauigkeit nicht mehr viel, da sich die Leistung hier ohnehin in der Sättigung befindet. Die Stabilität ist selbstverständlich bei wenigen Stufen deutlich höher als bei vielen. Die prozentuale Verbesserung durch Hysterese gegenüber einer einfachen Diskretisierung ist jedoch bei einer größeren Anzahl an Stufen deutlich besser. Während bei zwei Stufen die Konstanz bis um den Faktor 1,7 ansteigt, steigt sie bei 24 Stufen bis um den Faktor 3,8 an.

<sup>4</sup>Stark negative Werte sind in Abb. 5.12 der besseren Übersicht wegen abgeschnitten.

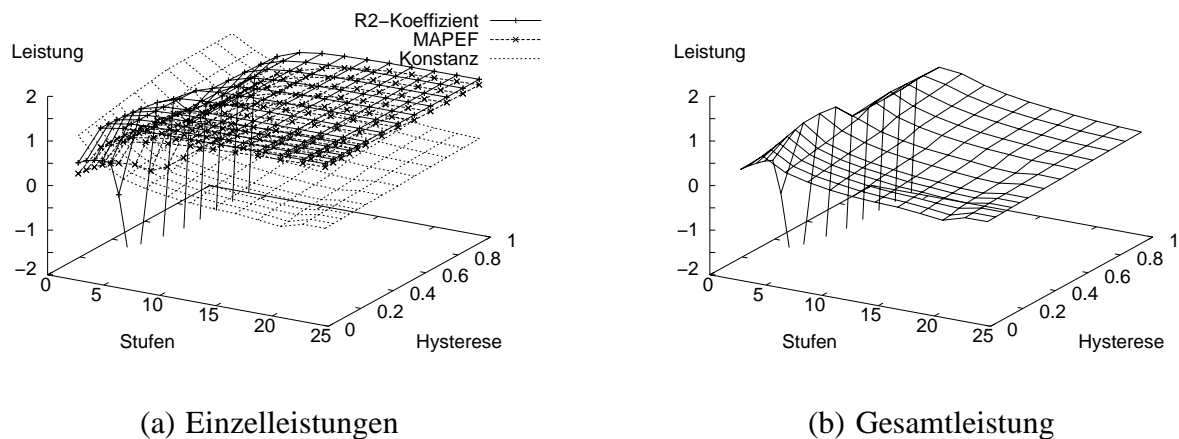


Abbildung 5.12: Leistung des gleichförmigen Diskretisierungsfilters mit Hysterese

Wird die Aufenthaltsdauer in der Hysterese begrenzt, erhält man die besten Ergebnisse ebenfalls für eine Anzahl von vier bis acht Stufen. Der Parameter der Hysteresenutzung hat dabei innerhalb der meisten Szenarien fast keinen Einfluss. Dies liegt daran, dass die Schwankungen des Verkehrs so groß sind, dass bei kleinen Hysteresen keine genügend große Anzahl an Messwerten in der Hysterese bleibt, um überhaupt die maximale Nutzung zu erreichen. Nur bei zwei Stufen ergibt sich ein signifikanter Nachteil, wenn die maximale Hysteresenutzung zu groß gewählt wurde. Die Verwendung der Begrenzung lohnt sich also nicht.

### 5.1.5 Zusammenfassung der Analyse

Die Leistung aller Filter ist jeweils mit Minimum, Median und Maximum in Abb. 5.13 dargestellt. Der Leistungsmedian wird als mittleres Leistungsmaß gewählt, da er deutlicher angibt, zu welchem Ende der Leistungsspanne das Verfahren in Abhängigkeit von der Parametrisierung tendiert. Die Diskretisierungsfiler zeigen die mit Abstand besten Ergebnisse, wobei durch die Einführung einer Hysterese nochmals ein Gewinn gegenüber dem einfachen Diskretisierungsfiler erzielt werden kann. Die auf EWMA-Methoden basierenden Filter schneiden größtenteils etwas besser ab als die, die nur Glättungsalgorithmen verwenden. Der Unterschied ist jedoch nicht groß. Filter auf Basis des Medians und des Hanning-Fensters sind ohne Bedeutung.

Interessanterweise ist die Stabilität der Diskretisierung mit wenigen Ausnahmen trotz der geringen Anzahl möglicher Schätzwerte nicht besonders hoch. Vergleicht man sie mit der Stabilität der verkehrsabhängigen EWMA-Methoden, ist deren Leistung in weiten Bereichen um das Zwei- bis Dreifache höher. Selbst Median und Hanning sind meist deutlich stabiler. Das nur mäßige Abschneiden der Diskretisierung liegt hauptsächlich daran, dass sie stark schwankendem Verkehr direkt nachfolgen und keine Glättung mit Hilfe älterer Messwerte vornehmen. In Phasen mit sehr schwachen Schwankungen bei der Messung bleibt die Abschätzung allerdings konstant und führt dort i. d. R. zu einer akzeptablen Stabilität. Durch Verwendung einer Hysterese kann die Stabilität grundsätzlich

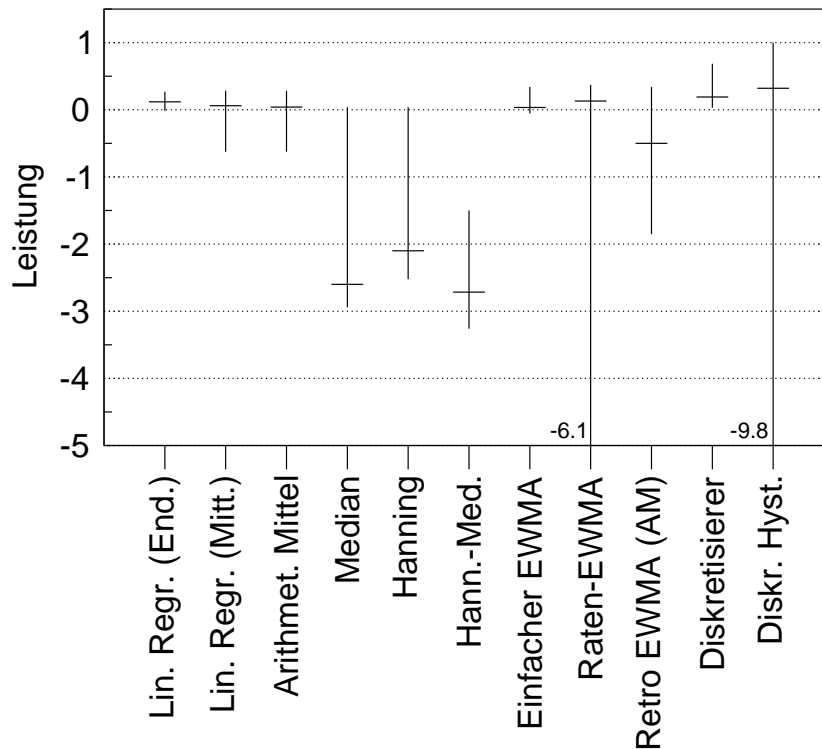


Abbildung 5.13: Vergleich der besten Leistungen je Methode

verbessert werden. Hinsichtlich der besten erreichbaren Genauigkeit ist die Diskretisierung mit allen anderen Algorithmen vergleichbar. Ihr Vorteil ist aber der vorhersagebare, bereits ab relativ wenig Stufen genügend kleine Quantisierungsfehler. Auch wenn die Diskretisierungsfiler hinsichtlich ihrer Höchstleistung nicht hervorstechen, sind ihre meist hohen Mindestleistungen ausschlaggebend für die insgesamt hohe Gesamtleistung.

Die auf EWMA-Methoden basierenden Filter schneiden hauptsächlich mittelmäßig ab, da die Differenz zwischen Stabilität und Genauigkeit i. d. R. sehr groß ist und das jeweils schwächere Kriterium zudem geringe Werte aufweist. Eine hohe Konstanz lässt sich nur durch starke Gewichtung der Historie erzielen, wodurch wiederum die Genauigkeit extrem leidet. Wird auf Genauigkeit Wert gelegt, übersteigt die Stabilität kaum die Leistung des Messwerts. Für die hier beschriebenen Glättungsverfahren gilt das Gleiche, da sie wie die EWMA-Methoden auf der Einbeziehung der Historie arbeiten.

Alle Algorithmen, die eine feste Verzögerung einführen (Hanning-Fenster, Median), haben sich im Vergleich als sehr schlecht für die Filter erwiesen. Es wurde allerdings exemplarisch am Median gezeigt, dass die Abschätzung ohne Verzögerung durchaus im Mittelfeld läge. Da diese Verzögerung aber systembedingt nicht zu vermeiden ist, ergibt sich aufgrund der fast durchgehend sehr schlechten Genauigkeit nur eine geringe Leistung.

Bei Filtern mit kombinierten Methoden (Hanning-Fenster und Median, retrospektivem EWMA) gibt es prinzipiell keine Verbesserung gegenüber der jeweils besseren Einzelmethode, da beim Versuch mit einem zweiten Verarbeitungsschritt zu stabilisieren i. d. R. die Genauigkeit verschlechtert

wird. Sollte das Ergebnis des zweiten Schritts dennoch die Genauigkeit erhöhen, ist dies ein Zufall. Aus dem Ergebnis des ersten Verarbeitungsschritts kann nicht auf die Originalinformation rückgeschlossen werden. Das Maß der Verschlechterung ist meist so groß, dass die verbesserte Stabilität die geringere Gesamtleistung nicht mehr ausgleicht. Das Leistungsmaximum liegt also maximal auf dem Wert der besseren Methode. Weitere günstige Leistungen existieren als Zwischenwerte zwischen den Leistungsmaxima der beiden Methoden. Sie entstehen durch die Verschlechterung der besseren Methode.

## 5.2 Auswirkung der Abschätzung auf die Verkehrslenkung

In diesem Abschnitt soll gezeigt werden, wie und wie stark sich die Abschätzmethoden auf die Verkehrslenkung (V-Analyse) auswirken. Dazu wird insbesondere untersucht, ob Abschätzmethoden, die bei der GS-Analyse gut abgeschnitten haben auch für bessere Ergebnisse bei der Verkehrslenkung sorgen. Im Mittelpunkt stehen diesmal im Wesentlichen die Kriterien Lastverteilung, Durchsatz, Pfadlänge und Pfadstabilität. Im Folgenden werden zuerst die verwendeten Szenarien und die Verkehrsmodelle beschrieben. Im Anschluss werden die Ergebnisse dargestellt.

### 5.2.1 Szenario „Deutschlandnetz“

Das in Abb. 5.14 dargestellte Netz mit neun Knoten stammt aus [100], wo es als Beispiel für ein optisches WDM-Netz verwendet wird. Die Verbindungen Berlin-Hannover und Stuttgart-Nürnberg wurden zusätzlich eingefügt, um die beschränkte Anzahl an Pfadalternativen zu erhöhen. Durch die Vermaschung in Dreiecksform ergibt sich für jeden Pfad ein Alternativpfad, der lediglich um einen Verbindungsabschnitt länger ist – der Gesamtvermaschungsgrad, d. h. das Verhältnis der Anzahl an Verbindungsabschnitten in einem Netz zur Anzahl der Verbindungsabschnitte bei Vollvermaschung im gleichen Netz, liegt bei 0,42.

In Tab. 5.1 sind die Entfernungen zwischen den Knoten angegeben. Mit einer Signalausbreitungsgeschwindigkeit von 200 km/ms ergeben sich Laufzeiten von 0,8...2,5 ms zwischen den einzelnen Knoten. Diese Zeiten liegen unter den sonst häufig verwendeten Zeiten, die sich i. d. R. auf amerikanische oder globale Netze beziehen. Darüberhinaus sind feste Verzögerungen durch dazwischenliegende Netzkomponenten nicht berücksichtigt. Alle Verbindungsabschnitte in der Simulation sind bidirektional ausgelegt und haben eine Kapazität von 1,0 Mbit/s .

Abbildung 5.15 zeigt eine schematische Darstellung der Knoten in der Simulation. An jeden Knoten sind sowohl TCP- und UDP-Quellen als auch Senken angeschlossen, so dass zwischen jedem beliebigen Knotenpaar TCP- und UDP-Verkehr ausgetauscht werden kann. Bei der Vermittlung der Pakete im Knoten kommt es in diesem Modell zu keiner zusätzlichen Verzögerung durch Bearbeitung (idealisierte Multiplexer/Demultiplexer), Pakete müssen am Eingangspunkt weder warten noch können sie verworfen werden. Für die Pufferung im Falle büschelförmiger Ankünfte sorgen



Abbildung 5.14: Szenario („Deutschlandnetz“)

[km]	B	F	HH	H	K	L	M	N	S
Berlin	—	—	280	280	—	190	—	—	—
Frankfurt	—	—	—	—	190	400	—	220	210
Hamburg	280	—	—	160	—	—	—	—	—
Hannover	280	—	160	—	290	260	—	—	—
Köln	—	190	—	290	—	500	—	—	—
Leipzig	190	400	—	260	500	—	—	270	—
München	—	—	—	—	—	—	—	160	220
Nürnberg	—	220	—	—	—	270	160	—	240
Stuttgart	—	210	—	—	—	—	220	240	—

Tabelle 5.1: Entfernung zwischen den Knoten der Deutschlandkarte (in km)

Warteschlangen begrenzter Kapazität an den Ausgangsports. Dort befinden sich auch Bedieneinheiten (als „Server“ modelliert), die dafür sorgen, dass die Daten nur mit der maximalen Rate des Verbindungsabschnitts übertragen werden können. An die Bedieneinheiten sind auch die Abschätzer angeschlossen, die somit direkt die belegte Kapazität eines Verbindungsabschnitts berechnen können. Jeder Knoten verfügt über eine Datenbank, in der er die selbst bestimmten, sowie die von den anderen Knoten erhaltenen Informationen für die Verkehrslenkung ablegt. Auf der Basis dieser Daten wird für die Pakete der beste Pfad und somit der Ausgangsport des Knotens bestimmt. An jeden Knoten sind analog zu dem in Abschnitt 5.1.2 beschriebenen Verkehrsmodell TCP- und UDP-Quellen angeschlossen. Es gibt jedoch einige Unterschiede:

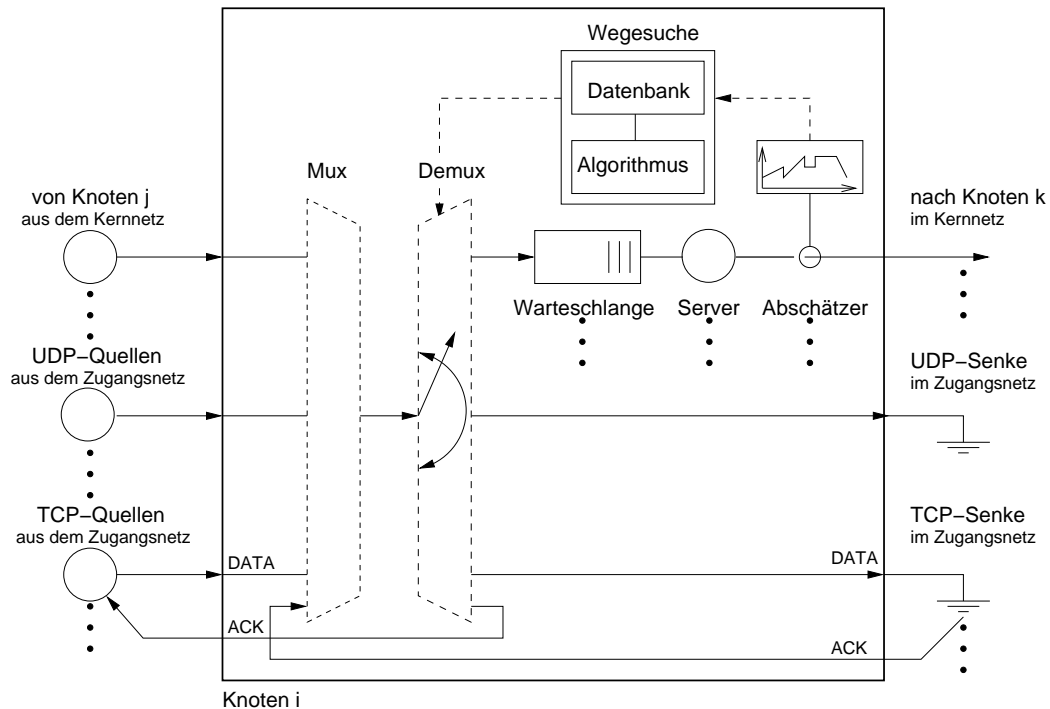


Abbildung 5.15: Schematische Darstellung eines Knotens in der Simulation

**TCP-Quellen:** Die Bündelgröße beim TCP-Verkehr besitzt einen Mittelwert von 100.000 Byte und die Zwischenankunftszeit zweier Bündel beträgt im Mittel 3200 ms. Dies sorgt dafür, dass die mittlere Verbindungsdauer deutlich länger als ein Messintervall ist. Im anderen Falle käme es nur sehr selten vor, dass Pakete einer Verbindung aufgrund einer aktualisierten Wegesuche während der Verbindungsdauer einen anderen Pfad nehmen müssen. Insgesamt sind wegen der Kapazitätsbeschränkung der ereignisgesteuerten Simulation 36 TCP-Quellen (vier pro Knoten) eingesetzt, die ein mittleres Gesamtangebot von 60% der Netzkapazität erzeugen.

**UDP-Quellen:** Auch der UDP-Verkehr wurde entsprechend angepasst. Die Bündel haben eine mittlere Länge von ebenfalls 100.000 Byte, die Zwischenankunftszeit beträgt im Mittel 71 s. Insgesamt sind 72 UDP-Quellen (8 pro Knoten) eingesetzt, die eine Gesamtlast von 5% der Netzkapazität erzeugen.

### 5.2.2 Andere Szenarien

Neben dem oben beschriebenen Szenario wurden noch zwei weitere Szenarien untersucht:

- In einem Netz aus lediglich zwei Knoten wurden drei parallele Verbindungsabschnitte eingefügt. Das Netz ist im Prinzip gleich parametrisiert wie das Deutschlandnetz. Bei einem Angebot von ebenfalls 60% ist sichergestellt, dass der Verkehr nicht über einen einzigen Abschnitt übertragen werden kann, so dass mindestens zwei Abschnitte ständig verwendet werden müssen und es zudem zu starken Schwankungen bei der Auswahl kommen kann.

- Zwischen neun Knoten wurden ein sog. „Manhattan Street Network“ aufgespannt. Dabei sind die Knoten in einer Gitterstruktur von drei mal drei angeordnet und werden nur senkrecht und waagrecht miteinander verbunden. Auch hier entsprach die Parametrisierung der aus dem Szenario „Deutschlandnetz“, wobei die Quellparametrisierung so angepasst wurde, dass ebenfalls ein mittleres Angebot von 60% zur Verfügung stand.

Beide Szenarien haben, wie nicht anders zu erwarten, quantitativ unterschiedliche Ergebnisse hervorgebracht. In ihrer Tendenz entsprechen sie aber den Ergebnissen aus dem Szenario „Deutschlandnetz“. Da dieses deutlich weniger künstlich ist, werden im Folgenden stellvertretend ausschließlich dessen Ergebnisse präsentiert.

### 5.2.3 Auswertung der Abschätzmethoden

Für die Bewertung der Abschätzmethoden werden mit Ausnahme der mittleren Abweichung der Rate auf einem Verbindungsabschnitt (s. Abschnitt 4.5.5.2) alle in Abschnitt 4.5 vorgestellten und als sinnvoll erachteten Kriterien verwendet. Die Schwellwerte für die Designvariablen des Referenzpunkt-Verfahrens werden wie bereits angegeben verwendet (Tab. 5.2). Da sich die Schwellwerte teilweise um Größenordnungen unterscheiden, muss hier auf jeden Fall das beschränkte Referenzpunkt-Verfahren angewandt werden.

Bei der Parametrisierung der Abschätzmethoden wurde darauf geachtet, dass das Gesamtintervall für die Berechnung von Schätzwerten 1 s nicht übersteigt. Für jede Methode werden in einem Schaubild die jeweiligen Einzelleistungen sowie die Gesamtleistung dargestellt.

Designvariable	$Q^u$	$Q^a$	$Q^r$	$Q^n$
Mittlerer Durchsatz	0	0,20	0,50	1
TCP-Umlaufzeit [s]	0	0,07	0,95	59,95
Mittlere Pfadlänge (Deutschlandnetz)	0	0,50	5,50	254
Mittlere Länge der Warteschlangen	0	9000	42800	150000
Mittlere Paketverlustwahrscheinlichkeit	0	$10^{-8}$	$10^{-3}$	1
Mittlere Wahrscheinlichkeit für Reihenfolgevertauschung	0	$10^{-3}$	0,02	1
Mittlere Standardabweichung der Rate auf einem Verbindungsabschnitt	0	0,087	0,288	0,500
Mittlere Anzahl der Pfadänderungen	0	0,001	0,081	3.050

Tabelle 5.2: Schwellwerte für die Designvariablen der netzbezogenen Bewertung

Bei der Beurteilung der Algorithmen wird immer darauf geachtet, wie sie sich bei der GS-Analyse verhalten haben und ob sich dieses Verhalten auch beim Einsatz für die Verkehrslenkung wieder zeigt.



### 5.2.3.1 Shortest Path First

Als erstes Verfahren wird Shortest Path First nach Dijkstra untersucht (Abb. 5.16). Da per Definition immer der jeweils kürzeste Pfad verwendet wird, erzielen die Pfadlänge und die Anzahl an Pfadänderungen die höchste Leistung ( $l(q_{LP}) = l(q_{\pi}) = 1,5$ ). Die Folge ist allerdings eine schlechte Lastverteilung: Manche Verbindungsabschnitte sind weniger stark, andere sind überbelegt ( $l(q_{\sigma_V}) \approx 0,02$ ). Dadurch ist zwar die mittlere Warteschlangenlänge gerade noch akzeptabel, die ungleichmäßige Verteilung führt jedoch zu Überlauf in den Warteschlangen. Dies wird an der Verlustrate sichtbar, für die ein negativer Leistungswert von  $l(q_{P_L}) \approx -0,04$  erzielt wird. Die mittelmäßige Leistung der Reihenfolgevertauschung kommt daher auch von Verlusteffekten und nicht von tatsächlichen Vertauschungen. Da diese ohne Alternativpfade nicht möglich sind, sollte der Wert ohnehin nicht berücksichtigt werden. Die langen Wartezeiten führen zu höheren TCP-Umlaufzeiten, auch hier ist die Leistung an der untersten Grenze des Akzeptablen ( $l(q_{t_{RT}}) \approx 0$ ). Unter diesen Umständen war zu erwarten, dass der Durchsatz höchstens im oberen Viertel des akzeptablen Bereichs liegt.

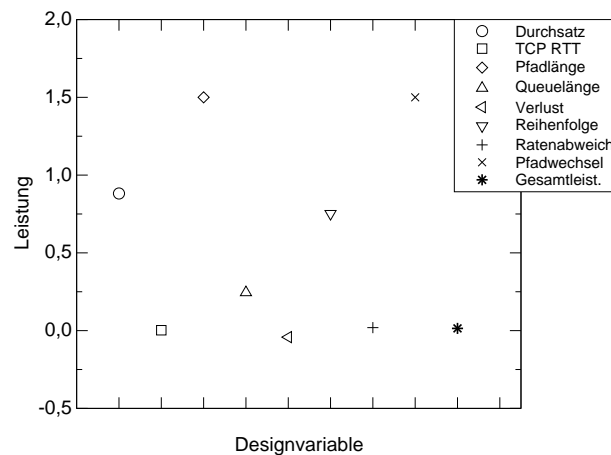


Abbildung 5.16: Leistung für die Verkehrslenkung mit Shortest Path First nach Dijkstra. Die Verteilung der Werte entlang der x-Achse dient nur der besseren Darstellung.

Da mit TCP-Umlaufzeit, Verlustrate und Abweichung der Verbindungsabschnittsbelegung gleich drei Kriterien schlecht abgeschnitten haben, ist die schlechte Gesamtleistung von 0,01 verständlich und war aufgrund der Inflexibilität des SPF zu erwarten. Das Verfahren läuft jedoch ohnehin außer Konkurrenz und soll nur eine Referenz für die unterste Grenze darstellen<sup>5</sup>.

### 5.2.3.2 Widest Path First

Das eigentliche Basisverfahren, gegen das sich um Filter erweiterte Verfahren beweisen müssen, ist Widest Path First. Die Informationen bezüglich des Netzzustands basieren wie für alle weiteren Verfahren auf der zeitenfensterbasierten Messungen mit variabler Messfenstergröße. Die Verkehrslenkung

<sup>5</sup>Unterste Grenze heißt nicht, dass es keine schlechteren Verfahren geben kann. Sie ist als Grenze, die es mit anderen Verfahren zu überschreiten gilt, gemeint.

reagiert darauf und verteilt den Verkehr so, dass Überlast auf den Verbindungsabschnitten vermieden werden soll.

Wie in Abb. 5.17 zu sehen ist, funktioniert der Ansatz akzeptabel für Fenstergrößen bis 400 ms, d. h. bis zum ca. zehnfachen des optimalen Messfensters. Der Durchsatz ist maximal um ca. 15% höher als beim SPF. Für die Verteilung des Verkehrs ergeben sich ebenfalls um fast 15% bessere Werte. Die Warteschlangen sind im Mittel bis zu 40% kleiner und damit sind auch die Verluste bis zu 72% kleiner ( $l(q_{P_L}) = 0,87 > -0,04$ ).

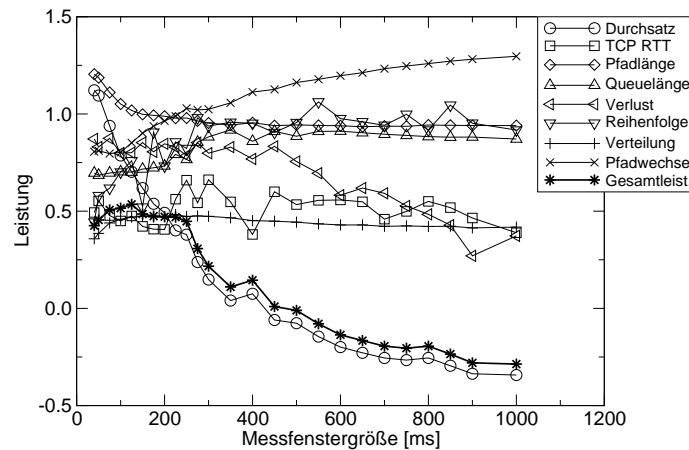


Abbildung 5.17: Leistung für die Verkehrslenkung mit Widest Path First.

Wie nicht anders zu erwarten, ist die Pfadlänge gestiegen und zwar für größere Fenster um bis zu 80% gegenüber dem SPF. Gegenläufig dazu entwickelt sich die Anzahl der Pfadänderungen, die für größere Fenster zwar besser als für kleinere ist, aber natürlich schlechter als beim SPF bleibt. Trotz der längeren Pfade sorgen die kürzeren Warteschlangen dafür, dass sich die Umlaufzeit im Vergleich zum SPF um bis zu 35% verbessert, da die Verzögerungen in den Warteschlangen ein stärkeres Gewicht haben als die Verzögerung auf den Verbindungsabschnitten<sup>6</sup>.

Negativ fällt auf, dass der Durchsatz für größere Messfenster stark nachlässt und damit die Gesamtleistung massiv beeinflusst. Dies liegt daran, dass die Verkehrslenkung nicht mehr schnell genug auf die aktuelle Lastsituation reagieren kann. Zwar sind die Warteschlangen im Mittel kleiner, dabei sind jedoch eine Reihe von ihnen fast leer, während es bei anderen zu Überläufen kommt. Da die Pfade länger gehalten werden, kommt es dadurch zu insgesamt höheren Verlusten. Bei TCP führt dies zu einer starken Einschränkung der Senderate.

In Summe ist die Leistung also durch die mäßige Verkehrsverteilung bei kleinen Fenstergrößen und den schlechten Durchsatz aufgrund hoher Verluste bei großen Fenstern geprägt.

WPF dient im Folgenden als Wegesucheverfahren für alle Untersuchungen, bei denen die Messung um Filter erweitert wird.

<sup>6</sup>Ein Paket mehr in der Warteschlange entspricht 12 ms Wartezeit, während die Laufzeiten auf den Verbindungsabschnitten unter 2 ms liegen.

### 5.2.3.3 Widest-Shortest Path First

Auf den ersten Blick scheinen der Widest Path und der Widest-Shortest Path etwa gleich zu verlaufen (s. Abb. 5.18). Für größere Messfenster schneidet WSPF aber besser ab und erreicht auch insgesamt eine etwas höhere Leistung.

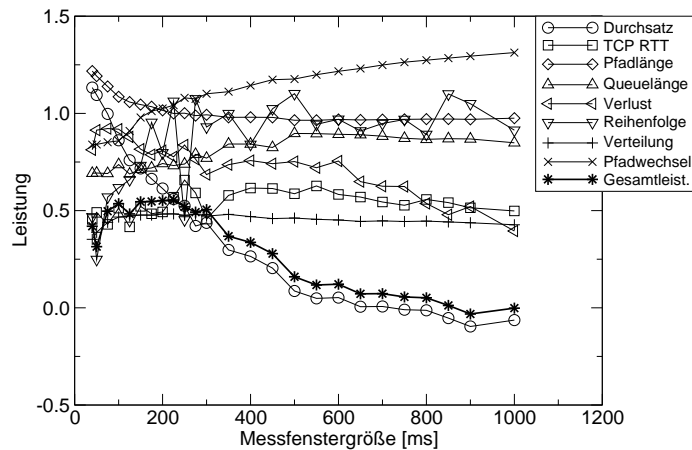


Abbildung 5.18: Leistung für die Verkehrslenkung mit Widest-Shortest Path First.

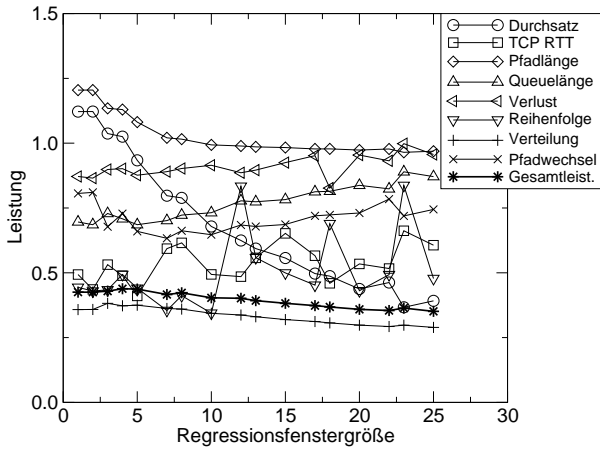
Dies liegt daran, dass WSPF zuerst auf die Pfadlänge und dann auf die freie Kapazität achtet. Die kürzesten Pfade werden dabei zwar nicht so stark überlastet wie beim SPF, aber dennoch stärker ausgenutzt als beim WSPF. Somit erhält man z. B. kürzere, seltener wechselnde Pfade mit nur etwas längeren Warteschlangen. Die Warteschlangen werden nicht so stark ausgelastet, dass es zu verstärkten Verlusten kommt und die Pfade wechseln dennoch oft genug, um das Niveau der Reihenfolgevertauschungen gleich zu halten.

Insgesamt ist das Verhältnis Pfadlänge–Warteschlangenlänge so gut gewählt, dass sich die Umlaufzeit leicht verkürzt und die Leistung des Durchsatzes deutlich weniger abfällt (um 0,25 weniger). Das ist plausibel, da bei größeren Messfenstern die aggressivere Strategie etwas länger pro Pfad genutzt werden kann. Für noch größere Messfenster hat sich aber gezeigt, dass dieser Vorteil wieder schwindet. Dann entsteht Überlast und es kommt zu verstärkten Verlusten in den Warteschlangen.

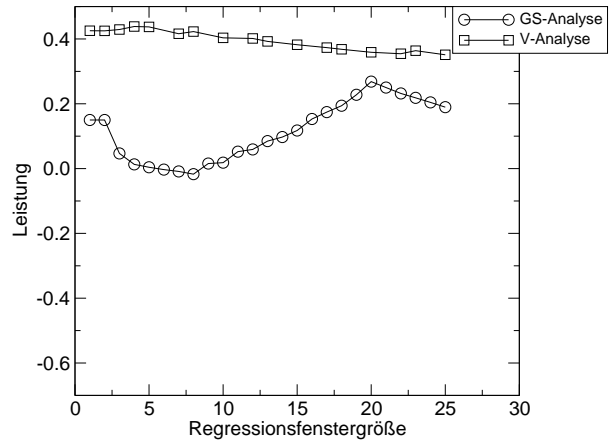
### 5.2.3.4 Filter mit linearer Regression

Für die Regressionsfenstergröße von eins hat ein Filter mit linearer Regression selbstverständlich die gleiche Leistung wie WPF allein. Für größere Regressionsfenster unterscheidet sie sich jedoch signifikant von vergleichbaren Messfenstergrößen (s. Abb. 5.19a und Abb. 5.20a).

Besonders auffällig ist dies beim Durchsatz. WPF und beide Regressionsverfahren zeigen eine maximale Leistung von  $l(q_T) = 1,12$ . Mit steigender (Regressions-)Fenstergröße fallen zwar alle drei Ansätze in der Leistung ab. Während WPF aber bis auf unter 50% des maximalen Durchsatzes abfällt, sinkt die Mittelwertregression nur auf 60% und die Letztwertregression sogar nur auf 70%. Der deutlich bessere Durchsatz ist dem vergleichsweise geringeren Paketverlust geschuldet.

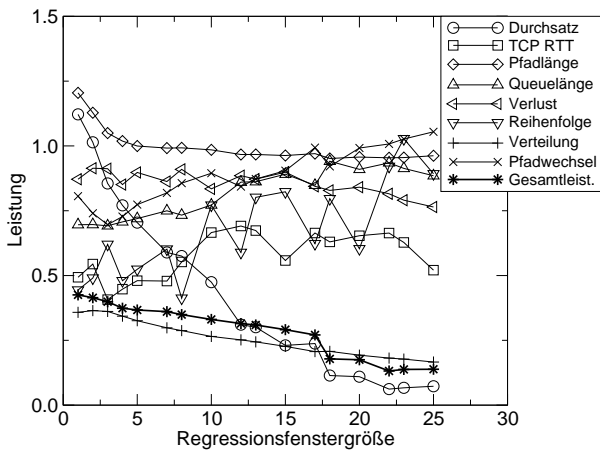


(a) Detaillierergebnisse der V-Analyse

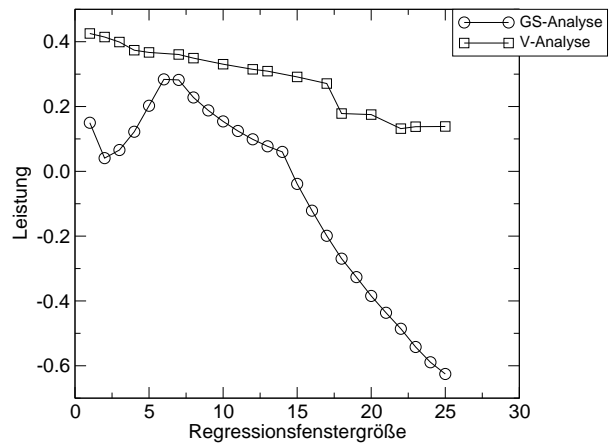


(b) Vergleich GS- und V-Analyse

Abbildung 5.19: Leistung des Filters mit linearer Regression (Letztwert) für die Verkehrlenkung



(a) Detaillierergebnisse der V-Analyse



(b) Vergleich GS- und V-Analyse

Abbildung 5.20: Leistung des Filters mit linearer Regression (Mittelwert) für die Verkehrlenkung

Bei der Mittelwertregression steigt der Paketverlust zwar leicht, bei der Letztwertregression sinkt er aber für größere Fenster. Für TCP-Verkehr ist dies sehr wichtig. Die Pfadlänge ist bei Verwendung von Regressionsfiltern etwas kürzer als beim WPF, wobei auch hier die Letztwertregression besser abschneidet. Für größere Fenster werden die Pfade allerdings wieder länger. Somit sind die Warteschlangen für kleine Fenster bei Regressionsfiltern erwartungsgemäß größer als beim WPF. Für längere Pfade nimmt die Länge der Warteschlangen und somit die Verlustwahrscheinlichkeit wieder ab. Bei der Verteilung des Verkehrs liegt die Leistung mit Regressionsfiltern deutlich unter der des WPF. Dabei ist die Letztwertregression die bessere von beiden, wie schon die Ergebnisse in Abschnitt 3.4.2 zeigten. Sie folgt der Messung schneller nach und kann deshalb ein Ungleichgewicht zügiger korrigieren. Da sich die Pfadänderungshäufigkeit und die Reihenfolgevertauschungen bedingen, erhält man selbstverständlich für beide Regressionsverfahren eine schlechtere bzw. bessere Leistung.

Die TCP-Umlaufzeiten sind minimal besser, aber relativ ähnlich zum WPF. Da die Pfade etwas kürzer, die Warteschlangen aber meist etwas länger sind, ist dies auch zu erwarten.

Insgesamt dominiert die ungleichmäßige Verteilung des Verkehrs. Erst im Bereich ab 400 ms, in dem WPF wegen des schlechten Durchsatzes abfällt, wird die Leistung besser als die des schlechtesten Kriteriums beim WPF. Verteilte sich der Verkehr besser, wäre die TCP-Umlaufzeit am schlechtesten. Da sie etwas besser als beim WPF ist, fielen die Ergebnisse über den nahezu kompletten Parameterraum besser aus. Wo auf größere Messintervalle Wert gelegt wird, ist die Verwendung der linearen Letztwertregression besser als die einfache Messung mit vergleichbarer Intervalldauer.

Der Vergleich der Ergebnisse aus GS- und V-Analyse in Abb. 5.19b und Abb. 5.20b zeigt bei der Regressionsfiltern keine Übereinstimmung im Leistungsverhalten. Das heisst, dass zwischen Stabilität und Genauigkeit der Algorithmen und ihrer Leistung bei der Verkehrslenkung kein Zusammenhang gefunden wurde. Vergleicht man die Einzelkriterien der GS-Analyse so zeigt sich ein schwacher Zusammenhang zur Genauigkeit (MAPEF und  $R^2$ ), der jedoch nur in der allgemeinen Tendenz sichtbar ist.

### 5.2.3.5 Filter mit arithmetischem Mittel

Wie in Abschnitt 5.1.4.2 gezeigt, ist das arithmetische Mittel der linearen Mittelwertregression sehr ähnlich. Für die Ergebnisse aus Abb. 5.21a und b wird deshalb auf den vorigen Abschnitt verwiesen.

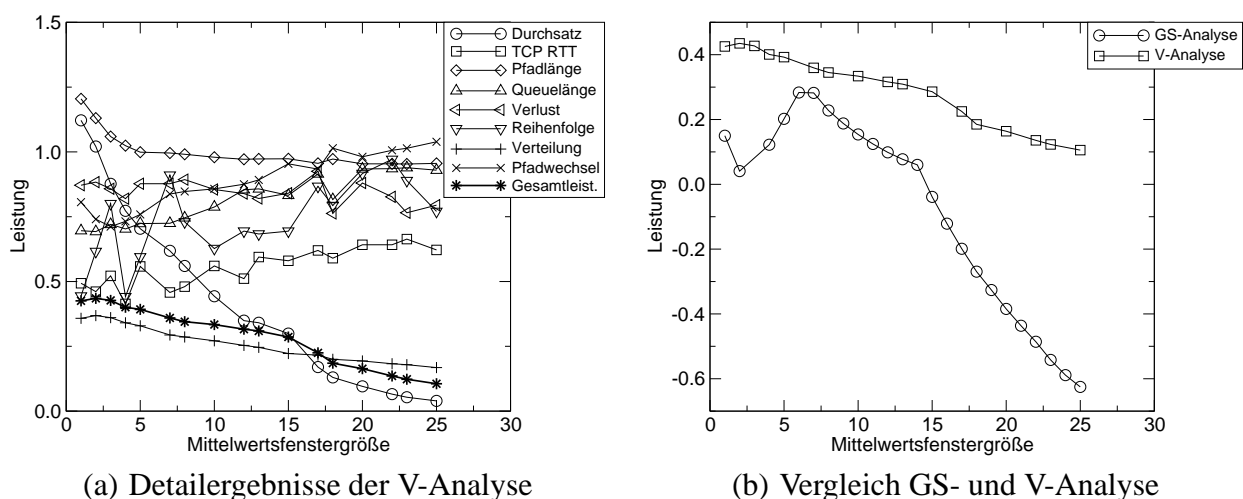


Abbildung 5.21: Leistung des Filters mit arithmetischem Mittel für die Verkehrslenkung

### 5.2.3.6 Median-Filter

Der Median-Filter zeigte wegen seiner inhärenten Zeitverzögerung bei der GS-Analyse eine schlechte Leistung. Hinsichtlich der V-Analyse ist seine Gesamtleistung allerdings nicht so schlecht. Obwohl

ein Filter mit Median kleinen Grades die Leistung des WPF nicht erreicht, liefert er bessere Ergebnisse als der WPF mit einer Fenstergröße ab ca. 300 ms. Unter anderem sinkt seine Gesamtleistung nie unter Null (s. Abb. 5.22a).

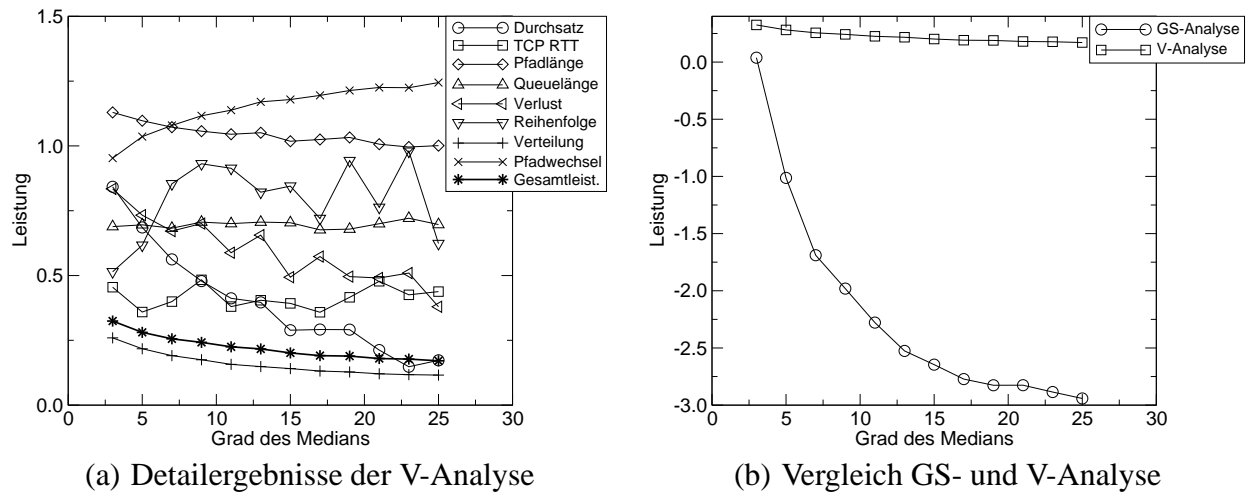


Abbildung 5.22: Leistung des Median-Filters für die Verkehrslenkung

Dass sein Durchsatz auch bei starker Glättung nur moderat fällt, ist sein Hauptvorteil gegenüber dem WPF. Selbst für einen Grad von 25 (d. h., dass eine Abschätzung über 1000 ms erfolgt) sinkt der Durchsatz nur auf 72%, verglichen mit 47% beim WPF. Außerdem ist die Pfadlänge beim Median-Filter außer für sehr kleine Grade kürzer. Die Pfadstabilität ist anfänglich besser und wird erst für große Grade leicht schlechter. Dadurch können die kürzeren Pfade gut gehalten werden.

Dass die kürzeren Pfade bei gleichem Angebot für längere Warteschlangen sorgen, wurde bereits erwähnt. Der WPF ist hier fast durchgehend besser. Da die Pfade für größere Grade fast gleich lang bleiben, die Warteschlangen auf mäßigem Niveau gleich lang bleiben ( $l(q_{L_Q}) = 0,7$  gegen  $l(q_{L_Q}) \rightarrow 0,9$  für WPF) und die Verteilung deutlich schlechter und zudem abfallend ist, müssen offensichtlich einige Warteschlangen stärker und andere weniger stark belastet werden. Somit werden auch die Verluste immer größer. Immerhin sorgen die sich wenig ändernden Pfad- und Warteschlangenlängen für eine einigermaßen konstante Umlaufzeit — allerdings ist sie etwas schlechter als beim WPF. Die Reihenfolgevertauschung ist wie beim WPF zufrieden stellend.

Der in Abb. 5.22b dargestellte Zusammenhang zwischen den Ergebnissen aus GS- und V-Analyse liegt hauptsächlich in der Tendenz geringerer Leistung für größere Grade. Auch hier liegt dies an der Genauigkeit (der MAPEF stimmt mit der Gesamtleistung bei der Verkehrslenkung gut überein) und nicht an der Stabilität.

### 5.2.3.7 Filter mit Hanning-Fenster

Auch der Filter mit Hanning-Fenster hat in der GS-Analyse bezüglich der Genauigkeit nicht gut abgeschnitten. Zudem war die Stabilität noch schlechter als beim Median-Filter. Die Ergebnisse in Abb. 5.23a zeigen auch für die Verkehrslenkung keine brauchbaren Ergebnisse.

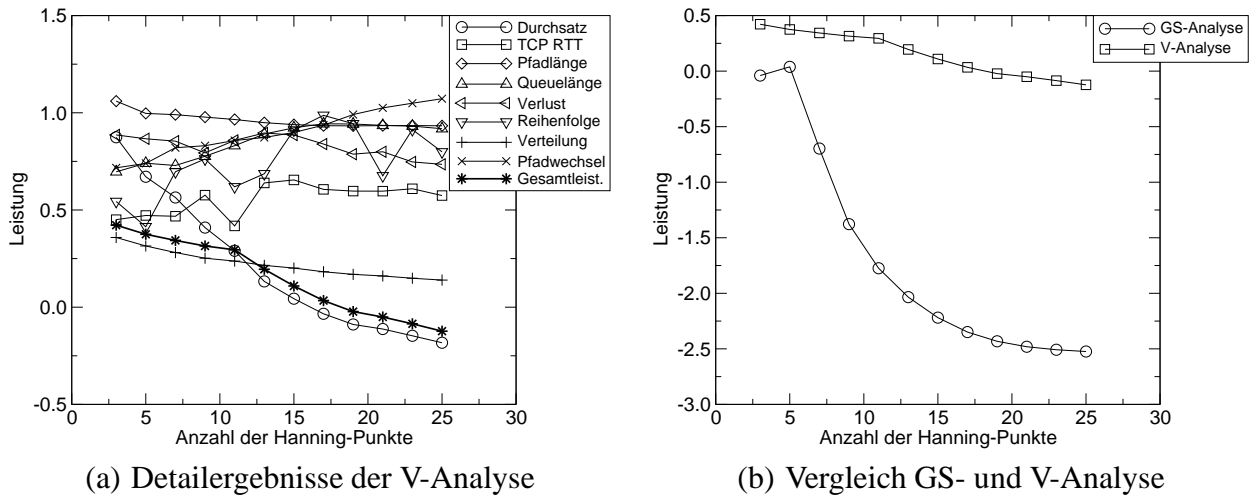


Abbildung 5.23: Leistung des Filters mit Hanning-Fenster für die Verkehrslenkung

Positiv sind lediglich die Umlaufzeit und die Verluste, die beide ab ca. 400 ms besser als beim WPF sind. Die Verluste sind darüber hinaus bis zu 25% kleiner als beim WPF.

Negativ sind dagegen der schlechte Durchsatz, der zwar für mehr Hanning-Punkte etwas besser als beim WPF ist, aber ab 15 Punkten in den negativen Bereich kommt:  $l(q_T) = -0,18$  für 25 Hanning-Punkte. Die gleichmäßige Verteilung des Verkehrs funktioniert ebenfalls mit zunehmender Anzahl an Hanning-Punkten schlechter und fällt deutlich ab. Die Pfadstabilität ist ebenfalls schlechter, wird aber für mehr Hanning-Punkte besser. Da die Pfadlänge etwa gleich wie beim WPF ist und für mehr Hanning-Punkte nur wenig zunimmt, ergibt sich, dass bei abfallendem Durchsatz die Länge der Warteschlangen abnimmt. Allerdings ist kaum ein Unterschied zum WPF zu erkennen.

Da der WPF, wie bereits gezeigt, für größere Messfenster stark von seinem schlechten Durchsatz dominiert wird, ist der Filter mit Hanning-Fenster mit seinem nicht ganz so schlechten Durchsatz zwar ab ca. 300 ms besser. Eine Alternative ist er aber auf keinen Fall.

Für den Vergleich der Ergebnisse aus GS- und V-Analyse in Abb. 5.23b gilt das gleiche wie beim Median-Filter. Auch hier stimmen MAPEF-Leistung und Gesamtleistung der Verkehrslenkung gut überein.

### 5.2.3.8 Verkettung von Hanning-Fenster- und Median-Filter

Für die Verkettung von Filtern auf Basis von Hanning-Fenster und Median gilt im Wesentlichen, was sich bei der GS-Analyse gezeigt hat. Vor allem bei den negativen Aspekten dominieren die jeweils schwächeren. Sie sorgen in Kombination für ein noch schlechteres Ergebnis als bei den Einzelverfahren (s. Abb. 5.24a).

Die Wahrscheinlichkeit für Reihenfolgevertauschung ist zwar oft niedrig, schwankt jedoch stark zwischen benachbarten Parameterkombinationen und ist deshalb nicht sehr aussagekräftig. Die Pfadstabilität zeigt eine sehr gute, aber nicht wesentlich bessere Leistung als der WPF. Der Median hat hier einen starken Einfluss, für einen großen Grad ist die Stabilität höher. Das Hanning-Fenster hat

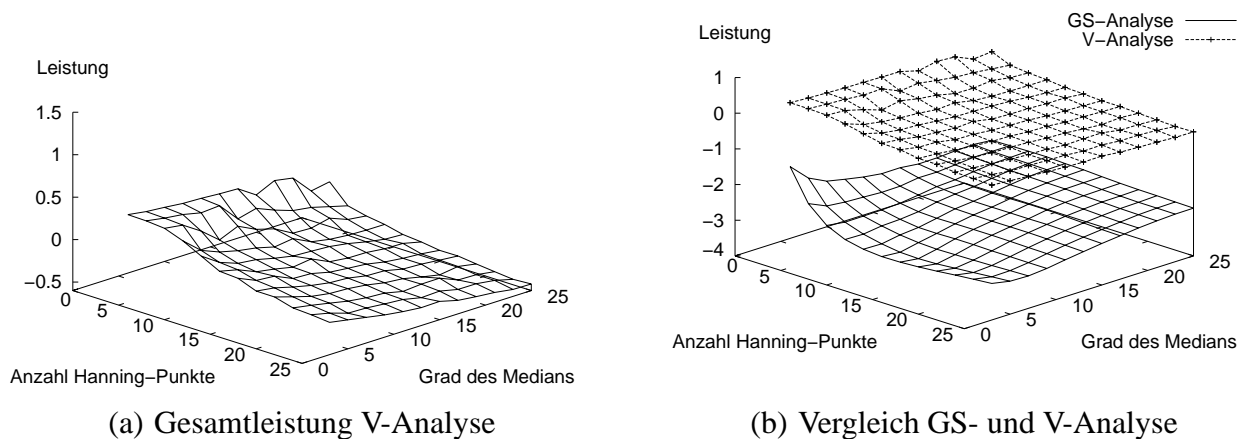


Abbildung 5.24: Leistung der Verkettung von Hanning-Fenster- und Median-Filter für die Verkehrslenkung

mit zunehmendem Grad des Medians weniger Einfluss, auch wenn die Leistung mit der Anzahl der Punkte zunimmt.

Ebenfalls mit dem WPF vergleichbar sind die sehr unregelmäßig verlaufende Umlaufzeit und die Warteschlangenlänge. Für letztere hat der Median fast keine Bedeutung, für eine größere Anzahl an Hanning-Punkten fällt sie jedoch merklich ab. Dies passt genau zur jeweiligen Einzelleistung.

Bei der Pfadlänge ist der Einfluss beider Verfahren gleich wie bei der Warteschlangenlänge, obwohl die Parametrisierung bei den Einzelverfahren keinen großen Einfluss auf dieses Kriterium hat. Allerdings verschlechtert sich die Pfadlänge nur für eine größere Anzahl an Hanning-Punkten, der Median ist unbedeutend. Insgesamt sind die Pfade deutlich länger als beim WPF, auch die Verluste liegen durchgängig über denen des WPF. Hier hat allerdings das Hanning-Fenster einen schwächeren Einfluss, während der Median mit steigendem Grad stark negativ wirkt (vgl. Einzelverhalten). Einen gleich großen, negativen Einfluss haben Anzahl der Hanning-Punkte und Grad des Medians auf den Durchsatz und die Verteilung der Last. Während die Leistung des Durchsatzes auf bis zu  $l(q_T) = -0,58$  absinkt (WPF:  $-0,34$ ), ist der Abfall bei der Verteilung zwar relativ schwach, aufgrund der geringen Maximalleistung im Bereich weniger Punkte und geringen Grads bestimmt dies aber dort die Gesamtleistung.

Die beiden letztgenannten Kriterien sind somit maßgeblich für die schlechte Gesamtleistung des verketteten Verfahrens: Die Verteilung für eine kleine Anzahl von Hanning-Punkten und einen kleinen Grad des Medians, der Durchsatz für den übrigen Bereich. Eine Übersicht über die Leistungskurven aller Kriterien findet sich im Anhang.

Die Ergebnisse aus GS- und V-Analyse stimmen mäßig überein (s. Abb. 5.24b). Für einen kleinen Grad des Medians und wenig Hanning-Punkte ist die Leistung höher als für entsprechende größere Werte. Während sie für die Verkehrslenkung allerdings kontinuierlich mit größeren Parametern ab-



sinkt, fällt sie bei der GS-Analyse für größere Parameter zuerst stärker ab, steigt dann wieder etwas an und sinkt für noch größere Werte (nicht dargestellt) wieder leicht ab.

### 5.2.3.9 Filter mit exponentiell gewichtetem Durchschnitt (EWMA)

**Filter mit einfachem EWMA:** Die Einzelergebnisse bei einem Filter mit EWMA passen deutlich besser zu denen der GS-Analyse (Abschnitt 5.1.4.6). Der charakteristische, konkave Verlauf der Stabilitätskriterien fällt z. B. sofort auf (s. Abb. 5.25a).

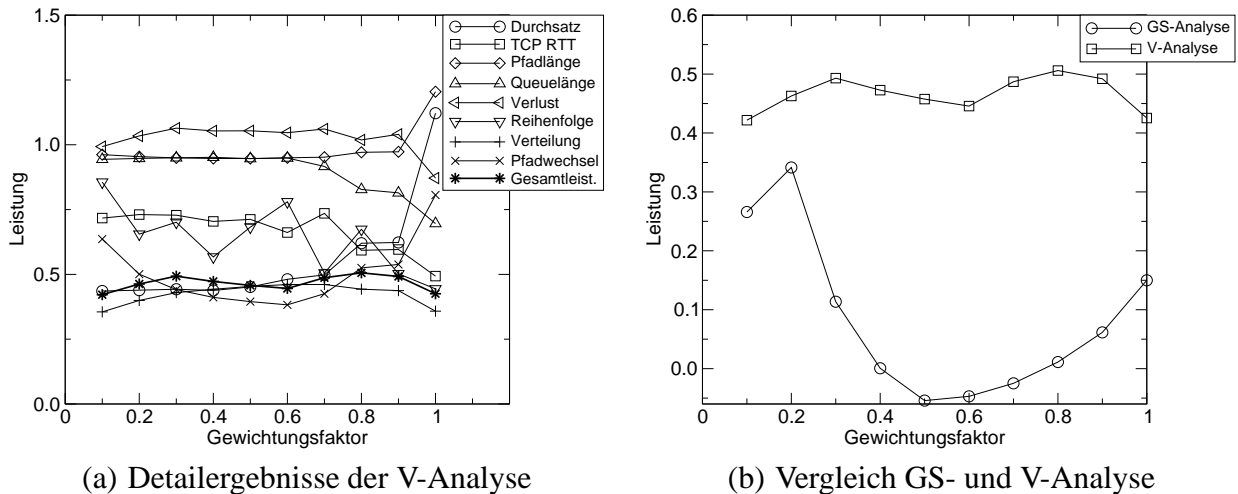


Abbildung 5.25: Leistung des Filters mit einfachem EWMA für die Verkehrslenkung

Durchsatz und Pfadlänge verlaufen wie die Genauigkeit in der GS-Analyse: Sie verschlechtern sich für kleinere Gewichtungsfaktoren. Dabei ist der Durchsatz für stärkere Glättung um bis zu 50% besser als beim WPF mit großen Fenstern. Die Pfadlänge entwickelt sich etwa gleich. Die Umlaufzeit verbessert sich für kleinere Gewichtungsfaktoren und liegt um ca. 15% unter der des WPF. Auch hier hängt dies direkt mit der Warteschlangenlänge zusammen, die besser als beim WPF mit größerer Glättung sinkt. Bemerkenswert ist der niedrige Verlust, dessen Leistung fast stets über 1,0 liegt.

Wie bei der GS-Analyse gezeigt, ist die (Pfad-)Stabilität für extreme Gewichtungsfaktoren besser als für mittlere, jedoch insgesamt schlechter als beim WPF. Obwohl insgesamt ebenfalls ein wenig schlechter, verhält sich die Verkehrsverteilung genau umgekehrt. Sie ist bei einer schlechteren Pfadstabilität besser, da diese auf häufigen Ausgleich der Lastverteilung schließen lässt.

Ein Filter mit einfachem EWMA-Verfahren ist eine mögliche Alternative zum WPF. Die Vorteile sind der in weiten Bereichen geringere Verlust und der nicht so stark absinkende Durchsatz für stärkere Glättung. Sie werden allerdings durch Nachteile bei den anderen Kriterien erkauft.

Obwohl die Ergebnisse bei den einzelnen Kriterien in GS- und V-Analyse übereinstimmen, unterscheiden sie sich im Gesamtbild (s. Abb. 5.25b). Zwar existiert der Leistungseinbruch für mittlere Gewichtungsfaktoren, anders als bei der GS-Analyse ist dieser jedoch deutlich schwächer und zeigt sich sowohl für große als auch für kleine Gewichtungsfaktoren zweimal. Im direkten Vergleich mit Stabilität und Genauigkeit lassen sich insgesamt keine klaren Bezüge herstellen.

**Filter mit Datenraten-EWMA:** Der Filter mit dem Datenraten-EWMA-Verfahren hat bei der GS-Analyse schlechter als der mit einfachem EWMA abgeschnitten und für die V-Analyse gilt das gleiche. Bei keinem Kriterium schneidet er durchgehend besser als der einfach EWMA ab (s. Abb. 5.26a).

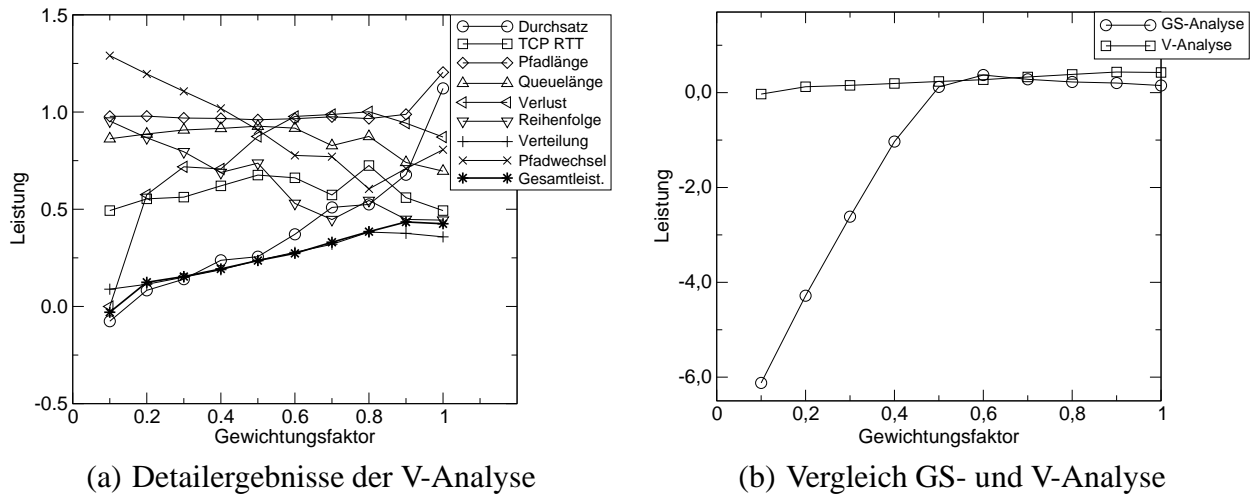


Abbildung 5.26: Leistung des Filters mit Datenraten-EWMA für die Verkehrslenkung

Der Durchsatz fällt bis auf  $l(q_T) = -0,07$  und ist damit noch besser als beim WPF mit größeren Fenstern. Die Verluste sind kleiner als beim WPF, aber größer als beim Filter mit einfachem EWMA, sie werden jedoch für kleine Gewichtungsfaktoren sehr hoch. Die Verkehrsverteilung ist sehr ungleichmäßig und fällt für kleine Gewichtungsfaktoren deutlich ab. Bei den Pfadänderungen ist die Leistung für kleine und große Gewichtungsfaktoren dem WPF ähnlich. Der konvexe Verlauf zeigt dass Pfadänderungen öfter auftreten als beim WPF, der eine konkave Kurve hat. Im Vergleich mit dem einfachen EWMA finden Pfadänderungen seltener statt (s. schlechte Verkehrsverteilung).

Pfadlänge, Umlaufzeit und Warteschlangenlänge sind in etwa vergleichbar mit dem WPF und dem WPF mit einfachem EWMA. Je nach Grad der Glättung hat jedoch jeweils eines der drei Verfahren die beste Leistung. Warteschlangen- und Pfadlänge stehen sich wie immer entgegen. Die Reihenfolgevertauschung ist vergleichbar mit dem EWMA-basierten Filter, aber schlechter als beim WPF.

Insgesamt ist ein Filter mit Datenraten-EWMA für große Glättung etwas besser als mit einfachem EWMA. Für kleine und mittlere Faktoren sorgen der Durchsatz und die Verkehrsverteilung für eine deutlich schlechtere Leistung als beim EWMA. Für eine messnahe Abschätzung verschlechtert der Datenraten-EWMA die Leistung des WPF, für Faktoren unter 0,7 verbessert er sie, wobei er ungefähr in der Mitte zwischen einfachem EWMA-Filter und WPF liegt.

Der Zusammenhang der Ergebnisse von GS- und V-Analyse beschränkt sich wie bereits in anderen Fällen auf eine Ähnlichkeit der Verkehrslenkungsleistung zur MAPEF-Leistung (s. Abb. 5.26b). Die durch den Bestimmungskoeffizienten  $R^2$  hervorgerufene sehr schlechte Leistung der GS-Analyse lässt sich bei der Verkehrslenkung nicht finden.

**Filter mit retrospektivem EWMA:** Beim Filter mit retrospektivem EWMA-Verfahren sinkt die Gesamtleistung für größere Fenster kontinuierlich ab und sinkt sogar unter Null (s. Abb. 5.27a). Einzelne Kriterien schneiden aber durchaus positiv ab: Pfadänderungen finden für größere Fenster seltener statt, wobei die Verbesserung für extreme Gewichtungsfaktoren nicht groß ist. Der Einfluss des Gewichtungsfaktors nimmt für größere Fenster deutlich ab. Die Warteschlangenlänge ist für kleine und mittlere Gewichte über die Fenstergröße nahezu konstant. Für kleine Fenster und große Gewichte steigt sie aber stark, für große Fenster und große Gewichte bleibt sie eher klein. Die Umlaufzeit verhält sich auf niedrigerem Niveau gleich wie Warteschlangenlänge. Die Reihenfolgevertauschung verbessert sich mit größeren Fenstern, schwankt aber stark über der Parametrisierung.

Die Verluste sind für kleine Fenstergrößen gering und steigen mit größeren Fenstern deutlich. Die Pfadlänge wächst über weite Bereiche leicht mit der Fenstergröße. Lediglich für einen Gewichtungsfaktor von eins und eine Fenstergröße bis fünf ist sie deutlich kürzer. Die gleichmäßige Verkehrsverteilung fällt mit größeren Fenstern kontinuierlich, verhält sich aber bezüglich des Gewichtungsfaktors immer gleich, d. h. etwas besser für mittlere Gewichtungsfaktoren. Der Durchsatz fällt nahezu unabhängig von der Gewichtung mit der Fenstergröße. Dabei sinkt er auf ca. 30% der Leistung bei einer Fenstergröße eins und einem Gewichtungsfaktor 1.

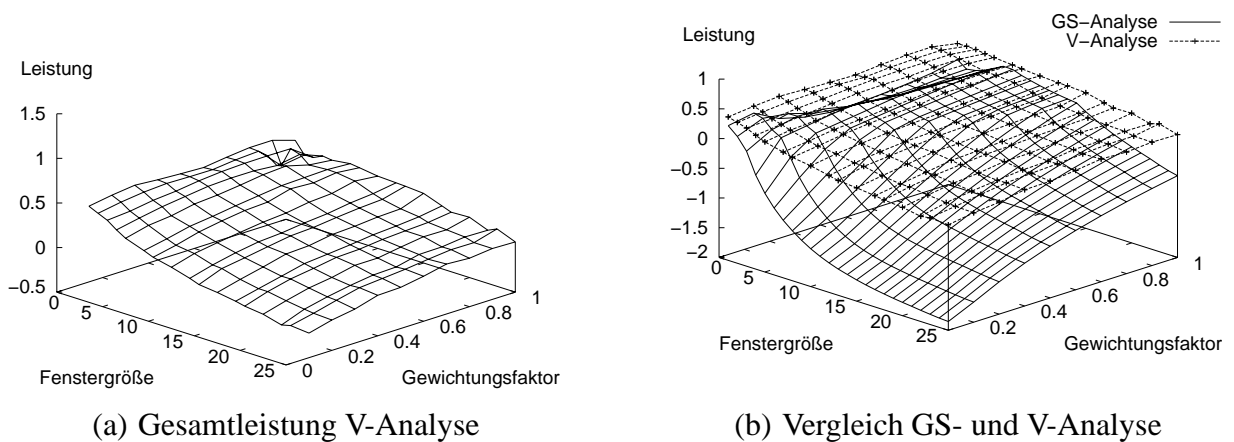


Abbildung 5.27: Leistung des Filters mit retrospektivem EWMA mit arithmetischem Mittel für die Verkehrslenkung

Sowohl bei den Ergebnissen der GS- als auch bei der V-Analyse fällt die Leistung mit der Fenstergröße und dem Gewichtungsfaktor ab (s. Abb. 5.27b). Bei der GS-Analyse geschieht dies deutlich stärker und weniger kontinuierlich als bei der V-Analyse. Hinzu kommt, dass die Leistung bei der GS-Analyse für eine wachsende Fenstergröße zuerst ansteigt, bevor sie schließlich abfällt. Eine Übereinstimmung des Ergebnisses ergibt sich nur für MAPEF und Verkehrslenkungsgesamtleistung.

### 5.2.3.10 Diskretisierungsfiler

Im Folgenden gilt bezüglich der Diskretisierung was bereits in Abschnitt 5.1.4.7 geschrieben wurde.

**Gleichförmige Diskretisierungsfiler:** Der gleichförmige Diskretisierungsfiler hat für eine ganze Reihe von Kriterien klare Vorteile gegenüber dem WPF (s. Abb. 5.28a): Der Durchsatz ist unabhängig von der Stufenanzahl mindestens gleich groß. Für wenige Diskretisierungsstufen, übersteigt er sogar den Durchsatz des WPF. Auch die Pfadlänge ist mindestens gleich gut, für eine geringe Anzahl an Stufen sogar besser. Die Verluste sind prinzipiell ebenfalls geringer, lediglich bei weniger als 12 Stufen kommt es zu höheren Verlusten. Die Anzahl der Pfadänderungen bewegt sich auf einem mittleren Niveau, ist jedoch für eine kleine Anzahl an Stufen sehr gut. Dies ist natürlich eine Folge der sehr großen Diskretisierungsstufen und der hohen Stabilität.

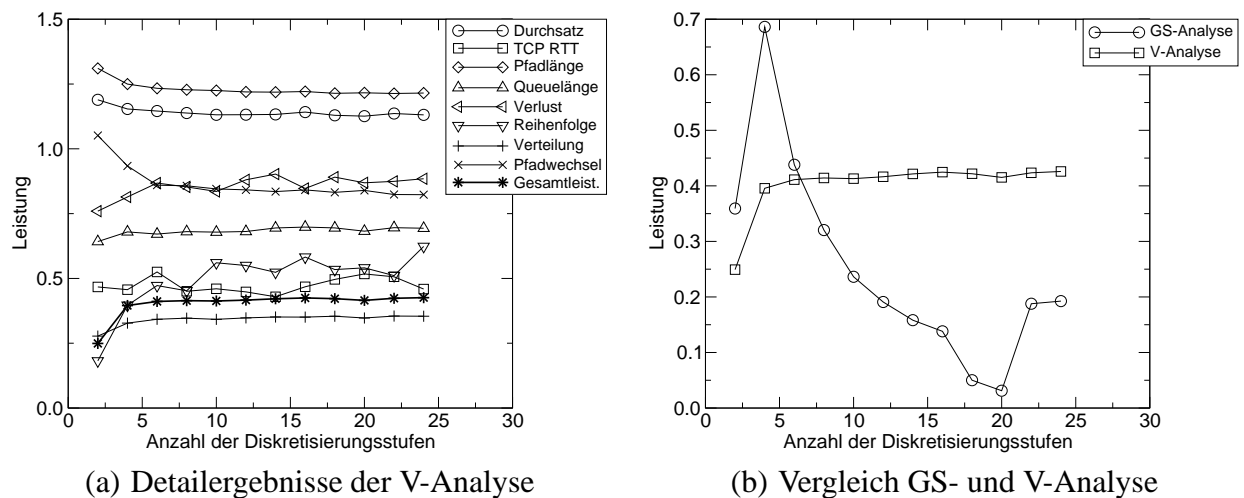


Abbildung 5.28: Leistung des gleichförmigen Diskretisierungsfilters für die Verkehrslenkung

Für einige Kriterien ergeben sich aber auch schlechtere Ergebnisse: Bei der Warteschlangenlänge und der Reihenfolgevertauschung kann z. B. durch ein größeres Messfenster der WPF besser abschneiden. Hier wäre es sinnvoller das Messfenster zu erhöhen, anstatt zu diskretisieren. Dass die Warteschlangen länger werden, ist zu erwarten, da die Pfade für wenige Stufen kürzer sind. Die Fehler in der Reihenfolge sind deshalb auch eher auf die etwas höheren Verluste als auf echte Vertauschungen zurückzuführen. Die Verteilung des Verkehrs ist insgesamt schlechter als beim WPF. Besonders bei wenigen Stufen kann das System nicht mehr zwischen halb (bei zwei Stufen) bzw. Drittel (bei drei Stufen) leer und ganz belegt unterscheiden und behält auch bei hoher Last den gewählten Pfad bei.

Insgesamt ist die Leistung des gleichförmigen Diskretisierungsfilters relativ gut. Durch die schlechte Verkehrsverteilung und Reihenfolgevertauschung sinkt sie jedoch für wenige Stufen sehr stark ab. Dies macht sich in einer weniger guten Gesamtleistung bemerkbar.

Ein Zusammenhang zwischen der GS- und der V-Analyse ist aus dem Gesamtbild nicht zu erkennen (s. Abb. 5.28b). Vergleicht man jedoch nur mit den Genauigkeitskriterien so erhält man einen sehr ähnlichen Verlauf der Leistungskurve.

**Diskretisierung mit Hysterese:** Die Hysterese hat bezüglich der Gesamtleistung des Filters in großen Bereichen kaum Einfluss auf die Ergebnisse der Verkehrslenkung (s. Abb. 5.29a). Erst ab

einer Hysteresegröße von 50% und auch dann nur für weniger als fünf Stufen fällt die Leistung stark ab. Deshalb beziehen sich die Detailbetrachtungen i. d. R. auf diesen Bereich.

Lediglich zwei Kriterien weisen hier eine bessere Leistung auf: Pfadänderungen werden deutlich seltener, da sich das Messergebnis seltener ändert. Damit wird auch die Pfadlänge kürzer, da die ursprünglich gewählten kürzesten Pfade seltener verändert werden.

Die negativen Folgen ergeben sich aus den bereits erwähnten Gründen: Die Warteschlangenlänge steigt entgegengesetzt zur Pfadlänge. Somit werden die Verluste deutlich größer, Werte unter Null treten auf. Wie auch bei anderen Fällen steigt gleichzeitig die Umlaufzeit. Mit konstanten Pfaden kann auch die Verkehrsverteilung nicht mehr ausgeglichen sein und die Leistung fällt ab. Aus langer Umlaufzeit und großem Verlust ergibt sich automatisch, dass der Durchsatz sinkt.

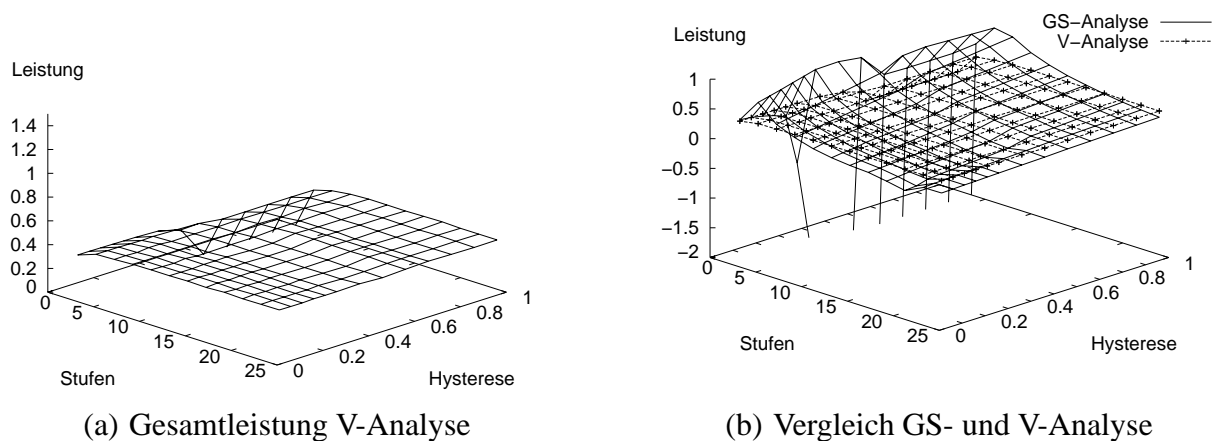


Abbildung 5.29: Leistung des gleichförmigen Diskretisierungsfilters mit Hysteresis für die Verkehrslenkung

Bezüglich des Vergleichs mit der GS-Analyse ergibt sich ein ähnliches Bild (s. Abb. 5.29b). Auch in diesem Fall liegt es wieder daran, dass das Ergebnis der GS-Analyse stark von der Genauigkeit des Verfahrens geprägt wird.

#### 5.2.4 Zusammenfassung der Ergebnisse

Die Ergebnisse bei Verwendung eines zusätzlichen Filters zur Messung sind generell zufriedenstellend, die meisten Kriterien erreichen unabhängig vom Abschätzverfahren i. Allg. mittelmäßige Leistungswerte (Verlust, Warteschlangenlänge, Verteilung, Durchsatz, Umlaufzeit). Andere (Pfadänderungen, Pfadlänge) hängen bezüglich ihrer Leistung stark vom Abschätzverfahren und seiner Parametrisierung ab.

Die konkreten Zahlenwerte sind klar der Topologie und dem Angebot geschuldet, mit denen die Anforderungen nicht besser erfüllt werden konnten. Weitere Simulationen mit anderen Topologien (zwei Knoten mit mehreren parallelen Verbindungen, „Manhattan Street Network“ mit neun Knoten) haben tendenziell gleiche Ergebnisse geliefert, lediglich die Absolutwerte der Leistung haben sich

unterschieden. Prinzipiell wäre es leicht, durch Anpassung von Topologie, Verkehrsangebot, Verkehrsmatrix und vor allem durch Änderung der Schwellwerte bessere Ergebnisse zu erzielen. Da die verwendeten Parametrisierungen und Szenarien aber sinnvoll und realistisch sind, zeigen sie auf, wo die Grenze zwischen Anspruch und tatsächlicher Machbarkeit liegt. Andere Netze und Parametersätze lieferten andere, teilweise bessere, teilweise schlechtere Ergebnisse. Die Absolutzahlen sollten deshalb nicht überbewertet werden, es zählt das relative Abschneiden.

Die Ergebnisse haben gezeigt, dass die verwendeten Kriterien nicht wirklich unabhängig sind. Dies war an einigen Stellen zu erwarten, an anderen Stellen war es nicht auf den ersten Blick offensichtlich:

- Pfadstabilität und Verkehrsverteilung schließen sich immer aus. Gut verteilter Verkehr ergibt sich für Abschätzungen, die fast der Messung entsprechen, da das System schneller auf Änderungen reagieren und Verkehr ausbalancieren kann.
- Zwischen Pfadstabilität und Reihenfolge herrscht ebenfalls ein Zusammenhang. Je stabiler die Pfade, desto seltener treten Reihfolgevertauschungen auf.
- Bei stabilen Pfaden steigt die Verlusthäufigkeit, obwohl die mittlere Warteschlangenlänge sinkt. Dies liegt an der schlechteren Verkehrsverteilung: schwach belegte oder leere Warteschlangen in schwach oder nicht benutzten Verbindungsabschnitten senken zwar den Mittelwert, gleichzeitig kommt es aber in voll belegten Verbindungsabschnitten überhaupt erst zu massiven Verlusten.
- Steigende Verluste führen ganz wesentlich zu einem deutlich sinkenden Durchsatz. Dies in einem Umfang, dass hiergegen alle anderen Kriterien wie z. B. längere Umlaufzeiten zu vernachlässigen sind.
- Warteschlangenlänge und Pfadlänge sind ebenfalls immer gegenläufig. Die Pfadlänge sinkt i. d. R. mit einer Abschätzung die fast der Messung entspricht, während die Warteschlangenlänge steigt.

Insgesamt stellt sich heraus, dass größere Messintervalle für die wesentlichen vom Benutzer wahrgenommenen Kriterien (engl. *Quality of Experience*)[1] von Nachteil sind: Die Verluste nehmen zu und der Durchsatz fällt. Dass die Umlaufzeit nicht deutlich zunimmt, liegt zum Teil daran, dass ein Prozentsatz der stark verzögerten Pakete gleich verloren geht und so die Statistik beeinflusst. Zum Anderen liegt es auch an den Schwellwerten, die bezüglich der im Simulationsmodell möglichen Ergebnisse relativ großzügige Grenzen setzen.

Bezüglich der Gesamtleistung bei Verwendung zusätzlicher Filter zeigt sich, dass der einfache WPF und mehr noch der WSPF die besten Ergebnisse liefern. Damit können sie jedoch nicht automatisch als beste Verfahren gelten. Diese Ergebnisse werden nämlich für relativ kleine Messfenster erzielt. Da bei kleinen Messfenstern der Nutzen aber nur vorliegt, wenn die Informationen auch im

Netz verteilt werden, führt dies wieder zu einer höheren Belastung des Netzes. Zudem wird von den Knoten eine höhere Rechenleistung verlangt, um die gesamte Verkehrslenkung (Berechnung, Protokoll) auf einer anderen Zeitskala durchführen zu können. Letztendlich gibt es also gewichtige Gründe, größere Aktualisierungsintervalle zu verwenden. Filter die z. B. den einfachen EWMA einsetzen, zeigen in diesem Bereich eine deutlich bessere Leistung. In Abbildung 5.30 ist, wie auch bei der GS-Analyse, im Überblick die Leistungsspanne der einzelnen Verfahren dargestellt.

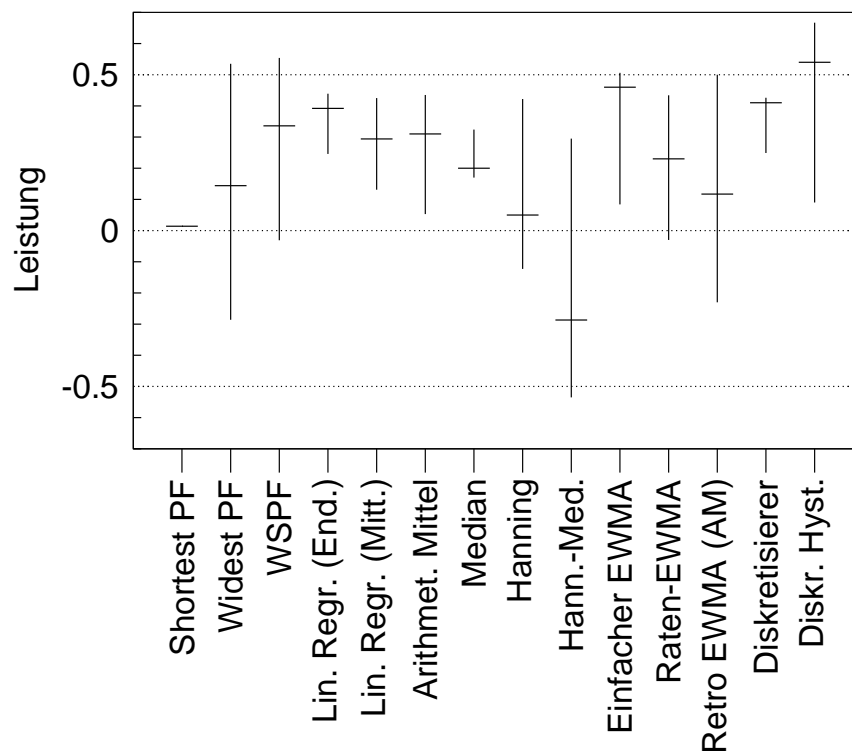


Abbildung 5.30: Vergleich der besten Ergebnisse pro Methode (Querstrich beim Median)

Ein allgemeiner Zusammenhang zwischen Genauigkeit und Stabilität eines Abschätzalgorithmus' auf der einen und der Leistung eines darauf basierenden Filters bei der Verkehrslenkung auf der anderen Seite existiert nicht. Selbstverständlich gibt es jedoch Zusammenhänge bei den Einzelkriterien: Die Stabilität eines Algorithmus' und die Pfadänderungshäufigkeit bei der Verkehrslenkung hängen sehr eng zusammen. Damit beeinflusst die Stabilität auch die anderen Kriterien. Der hauptsächlichste Einfluss kommt jedoch von der Genauigkeit der Abschätzung. Hierbei hat die absolute Genauigkeit (in Form des MAPEF ermittelt) die höchste Auswirkung, während der Bestimmungskoeffizient, der auch die Korrelation miteinbezieht einen geringen Einfluss besitzt.





# Kapitel 6

## Zusammenfassung

In dieser Arbeit wurden Algorithmen untersucht, mit denen sich der Belegungszustand von Verbindungsabschnitten verbindungslos operierender Datennetze möglichst genau und dennoch möglichst stabil ermittelt lässt. Das Ziel war die Optimierung von Verkehrslenkungsverfahren, die auf dieser Information basieren. Dazu wurde ein Bewertungsverfahren — das Referenzpunkt-Verfahren — vorgeschlagen, in Form des beschränkten Referenzpunkt-Verfahrens modifiziert und bezüglich seiner Parametrisierung beschrieben, mit der sich anhand unterschiedlicher Kriterien eine Aussage über die Leistungsfähigkeit eines solchen Algorithmus treffen lässt. Am Anfang der Untersuchung standen zwei Annahmen die untersucht werden sollten:

- 1.) Mit Hilfe von Abschätzalgorithmen können die aus der Messung der freien Kapazität der Verbindungsabschnitte gewonnenen Informationen anwendungsbezogen verbessert und somit die Effizienz der Verkehrslenkung erhöht werden.
- 2.) Abschätzalgorithmen, die möglichst genaue Informationen über die freie Kapazität liefern und gleichzeitig dennoch möglichst stabil arbeiten, d. h. einen Trend erkennen und die Abschätzwerte für einige Zeit nicht ändern, sind für diese Aufgabe besonders geeignet. Basierend auf der Genauigkeit kann die Verkehrslenkung die optimale Planung der Pfade durchführen, die Stabilität der Abschätzwerte sorgt dafür, dass die Pfade sich nicht allzu oft ändern, da dies z. B. für TCP-Verkehr große Auswirkungen auf den Durchsatz haben kann.

Eine Beschreibung der für diese Arbeit wesentlichen Teilaspekte der Nachrichtenvermittlung, d. h. der Verkehrslenkung, der Verkehrslenkungsprotokolle, -algorithmen und einiger wichtiger Probleme wurde in Kapitel 2 gegeben. Eine genaue Analyse der Verfahren lieferte die Grundlage für die Zusammenstellung der Bewertungskriterien, die im weiteren Verlauf verwendet wurden.

Als wichtige Grundlage für die Bestimmung von optimalen Pfaden durch ein Datennetz wurden in Kapitel 3 die Netzparameter vorgestellt, die für die Verkehrslenkunalgorithmen überhaupt verwendet werden können. Die Aufstellung wurde durch eine Beschreibung der Einschränkungen und Probleme ergänzt, die bei einem Einsatz beachtet werden müssen. Im Weiteren wurden Basis-messverfahren für diese Parameter vorgestellt und klassifiziert. Da diese Verfahren teilweise (u. a.

abhängig von ihrer Parametrisierung) schwierig für die Verkehrslenkung zu verwenden sind, wurde eine Aufstellung von Mess-, Glättungs- und Abschätzverfahren vorgenommen, die bessere Ergebnisse bezüglich des Netzzustands liefern sollten und die in dieser Arbeit daraufhin untersucht wurden.

In Kapitel 4 folgt eine Einführung in Vektor-Optimierungsverfahren, die zur Bewertung der Mess-, Glättungs- und Abschätzverfahren verwendet werden können. Dabei wurde zuerst gezeigt, weswegen das häufig für Multi-Kriterien-Probleme eingesetzte Bewertungsverfahren der gewichteten Summe nicht angewendet werden sollte. Als Alternative wurde das Referenzpunkt-Verfahren vorgestellt. Dieses Verfahren verwendet für jedes einzelne Kriterium einen Leistungsmaßstab und verzichtet auf eine direkte Beziehung der Kriterien gegeneinander. Das Gesamtergebnis wird hauptsächlich aus dem schlechtesten Kriterium gewonnen, wobei sehr gute Leistungen anderer Kriterien einen positiven, korrigierenden Einfluss haben. Es wurde das Problem identifiziert, dass die Leistungsmaße einiger Kriterien (wie z. B. des Verlustes) sich über mehrere Größenordnungen erstrecken, was eine Anpassung des Referenzpunkt-Verfahrens in Form des beschränkten Referenzpunkt-Verfahrens notwendig machte. Im zweiten Teil des Kapitels wurden mögliche Kriterien für die Leistungsbewertung beschrieben und diskutiert. Dabei wurde auch dargestellt, warum einige Kriterien, wie z. B. die Netzauslastung, nicht sinnvoll verwendet werden können, obwohl sie sehr wichtig wären. Für alle einsetzbaren Verfahren wurde ein objektiver Leistungsmaßstab festgelegt, der unabhängig einsetzbar ist.

In Kapitel 5 wurden schließlich die Ergebnisse der Untersuchungen präsentiert und ausgewertet. Dazu wurden zwei verschiedene Simulationsstudien durchgeführt:

- Bei der ersten, der GS-Analyse, wurden die einzelnen Algorithmen nach der Genauigkeit und Stabilität der Abschätzung untersucht. Dazu wurde lediglich ein einzelner Verbindungsabschnitt verwendet, um mit geringerer Simulationszeit effizient Ergebnisse zu erzielen. Als Bewertungskriterien kamen der Median des absoluten prozentualen Fehlers, der Bestimmungskoeffizient ( $R^2$ ) und die Konstanz einer Messung zur Anwendung. Dass nicht alle im vorangehenden Kapitel vorgestellten, potenziellen Kriterien eingesetzt werden konnten, wurde begründet. Die verschiedenen Algorithmengruppen haben dabei jeweils unterschiedliche Leistung gezeigt. Die Regressionsverfahren waren in ihrer Leistung relativ unabhängig von der Parametrisierung und lieferten insgesamt noch zufriedenstellende Ergebnisse. Für die nichtlinearen Verfahren, wie z. B. den Median, waren die Ergebnisse sehr schlecht, was v. A. an ihrem starken zeitlichen Versatz liegt. EWMA-Verfahren decken bezüglich ihrer Leistung eine breite Spanne ab, kommen aber bei den einfachen Varianten immer noch zu zufriedenstellenden Leistungen. Die besten Ergebnisse hat die Diskretisierung erzielt. Dies lag v. A. daran, dass die Abschätzung ohne Verzögerung zur Messung vorliegt und schon bei einer kleinen Anzahl von Diskretisierungsstufen sowohl genau als auch stabil ist.
- Die zweite Studie, die V-Analyse, hat die Auswirkung von um Filter mit Abschätzverfahren erweiterter Messung auf die Verkehrslenkung am Beispiel größerer Netze untersucht. Die Si-

mulation wurde dazu mit drei unterschiedlichen Netztypen durchgeführt, um den Einfluss der Topologie auf das Ergebnis festzustellen. Die dazu verwendeten Kriterien waren der mittlere Durchsatz der Quellen, die TCP-Umlaufzeit, die mittlere Pfadlänge, die mittlere Paketverlustwahrscheinlichkeit, die mittlere Wahrscheinlichkeit für eine Reihenfolgevertauschung von Paketen, die mittlere Standardabweichung der Rate auf einem Verbindungsabschnitt und die mittlere Anzahl der Pfadänderungen. Dass nicht alle im vorangehenden Kapitel vorgestellten, potenziellen Kriterien eingesetzt werden konnten, wurde hier ebenfalls begründet.

Neben den verschiedenen Algorithmengruppen wurden zudem noch drei Verkehrslenkungsverfahren (Shortest Path First, Widest Path First und Widest-Shortest Path First) ohne zusätzliche Filter mit Abschätzalgorithmen in den Vergleich mit einbezogen. Bei ihnen wurde lediglich die Fenstergröße der Messung variiert. Bei den Algorithmengruppen lässt sich in groben Zügen das gleiche Bild wie in der GS-Analyse erkennen. Wie im Weiteren noch erläutert wird, ist die Übereinstimmung aber nicht ausreichend, um aus den Ergebnissen der ersten Studie generell auf die Ergebnisse der zweiten zu schließen.

Bezüglich der eingangs formulierten Annahmen hat sich gezeigt, dass der tatsächliche Zusammenhang nicht so deutlich wie erwartet ist. Es gibt aber Abhängigkeiten, wie in Abschnitt 5.2.4 gezeigt wurde. Diese waren teilweise zu erwarten und sind auch bestätigt worden. Obwohl in einigen Untersuchungen die Stabilität z. B. bei Overlay-Netzen betont wurde, ist der Einfluss einer stabilen Messung bei weitem nicht so positiv wie erhofft wurde. Anstatt die in Abschnitt 2.6.1 und Abschnitt 2.6.2 erwähnten Pfadoszillationen oder Reihenfolgevertauschung zu verringern und damit für einen höheren Durchsatz zu sorgen, sind statt dessen Überlastsituationen auf den gewählten Pfaden aufgetreten, die teilweise zu höheren Verlusten und einer Verringerung des Durchsatzes geführt haben. Im Gegenzug hat sich gezeigt, dass eine genaue Schätzung viel wichtiger ist. Dabei ist es nicht ausreichend tendenziell richtig zu messen, d. h. einen Anstieg und Abfall der verfügbaren Kapazität zu erkennen. Statt dessen werden teilweise signifikant bessere Ergebnisse erzielt, wenn der Absolutwert besser übereinstimmt. Die größte Übereinstimmung der Gesamtleistung für die Verkehrslenkung ergibt sich dann auch zur Leistung des Algorithmus bezüglich des absoluten prozentualen Fehlers.

Somit lässt sich festhalten, dass die hier eingesetzten Verkehrslenkungsalgorithmen, Messverfahren und Abschätzalgorithmen die ursprünglichen Annahmen nur teilweise unterstützen können:

- Die Verwendung von Abschätzern anstelle der einfachen Messwertmittelung über ein Zeitintervall hilft nicht verlässlich dabei, für die Verkehrslenkung brauchbarere Informationen über den Netzzustand zu bekommen. Es konnte aber aufgezeigt werden, dass die einfache Messwertmittelung nicht in allen Situationen, v. A. wenn größere Messintervalle erforderlich sind, die beste Leistung erbringt.
- Der erhoffte Zusammenhang zwischen Genauigkeit und Stabilität eines Abschätzalgorithmus' auf der einen Seite und seinem Nutzen für die Verkehrslenkung auf der anderen Seite ließ

sich nicht im vollen Umfang zeigen. Es konnte aber aufgezeigt werden, dass zumindest die Genauigkeit ein wichtigerer Faktor für den Erfolg eines Mess- oder Abschätzverfahrens ist als die Stabilität.

Eine Reihe weiterer positive Folgerungen lassen sich aus den Ergebnissen ziehen:

- Pfadoszillation ist ein real existierendes Problem, das zu Leistungseinbußen in Datennetzen führt. Eine stabilere Wegewahl ist also ungeachtet der oben genannten Effekte notwendig. Die Stabilität darf aber nicht in einer Inflexibilität enden, die dazu führt, dass Pfade trotz Überlast weiterhin verwendet werden. Die Analyse des Shortest Path First Algorithmus' hat dies gezeigt und deswegen ist eine gewisse Dynamik bei der Auswahl der Pfade durchaus sinnvoll.
- Soll das Abschätzintervall relativ groß sein, kann ein Abschätzalgorithmus auf Basis einer Messung mit kurzem Intervall die Anforderungen an die verschiedenen Kriterien häufig besser erfüllen als eine einfache, über einen vergleichbaren Zeitraum mittelnde Messung.
- Kombinierte Abschätzverfahren sind i. d. R. schlechter als die Einzelverfahren aus deren Abfolge sie bestehen. Sie sind nur so gut, wie das bessere der beiden Verfahren, da beim ersten Schritt verloren gegangene Information verloren bleiben. Der zusätzliche Gewinn, der sich bei einigen Algorithmen tatsächlich aus dem zweiten Schritt ergibt, konnte in keinem Fall den Verlust wieder gut machen.
- Als eine wesentliche Erkenntnis der Arbeit ergibt sich zudem, dass das Referenzpunkt-Verfahren in der vorgestellten erweiterten Form (beschränktes Referenzpunkt-Verfahren), inklusive der zu verwendenden Kriterien und ihrer Leistungsschwellwerte, ein sehr nützliches Werkzeug für die Bewertung von Leistungsaspekten in Datennetzen ist. Durch seine Fähigkeit minderwertige pareto-optimale Lösungen einzubeziehen, ist es weitaus besser geeignet, das globale Optimum zu finden als vergleichbare Verfahren. Darüberhinaus ist der Berechnungsaufwand sehr gering, vergleicht man ihn mit Verfahren, die minderwertige pareto-optimale Lösungen erst in zusätzlichen Schritten finden können [98].

Selbstverständlich gibt es noch einige Aspekte die weiter untersucht werden können. Dabei wären zuerst einmal die untersuchten Abschätzalgorithmen zu nennen. In der vorliegenden Arbeit ist nur eine kleine Auswahl genauer untersucht worden. Einige (z. B. weitere Varianten des EWMA die von der Änderung der Datenrate bzw. dem zweiten Moment der Datenrate abhängen) haben sich als so nachteilig erwiesen, dass sie nicht in die Diskussion aufgenommen wurden. Die Auswahl durch Aufnahme von anderen, wie z. B. dem Kalman-Filter, zu erweitern, hätte den Rahmen der Arbeit gesprengt.

Bei einer Gruppe von Kriterien sind Probleme beschrieben worden, die z. B. bei der Auslastung dazu geführt haben, dass sie nicht verwendet werden konnten. Eine zweite Gruppe von Kriterien, wie z. B. die mittlere Länge der Warteschlangen, konnte verwendet werden, obwohl auch sie Schwächen

haben, die es auf jeden Fall zu berücksichtigen gilt. Es ist also sinnvoll, sich weiterhin mit diesen Kriterien zu beschäftigen, um für die erste Gruppe doch noch Wege zu finden, sie sinnvoll einsetzen zu können. Bei der zweiten Gruppe müssen Wege gefunden werden, die Einschränkungen noch weiter zu verringern. Einige Kriterien wurden gar nicht berücksichtigt, weil keine sinnvollen Schwellwerte gefunden wurden. Dazu gehört z. B. die Häufigkeit von Messwerterfassungen: Es ist selbstverständlich, dass es bezüglich Rechenaufwand und Belastung am Besten wäre, keine Messwerte zu erfassen. Die Frage aber, wie oft Aktualisierungen optimal oder für zumindest zufriedenstellende Ergebnisse stattfinden sollten, konnte nicht isoliert festgelegt werden. Die Lösung hätte sich nur aus Simulationen oder Messungen ergeben, womit das Prinzip objektive Schwellwerte zu verwenden, verletzt worden wäre.

Obwohl es noch einige offene Fragen gibt, lässt sich das Verfahren für die Bewertung der Leistungsfähigkeit von Algorithmen in verbindungslosen Datennetzen bereits jetzt erfolgreich nutzen. Schließlich ist die generelle Verwendbarkeit ohnehin bereits in ganz anderen Gebieten (z. B. der Planung von Flussbegradigungen etc. [110] oder der Optimierung von Vernetzungsarchitekturen im Fahrzeugbau) erfolgreich gezeigt worden.



# Anhang A

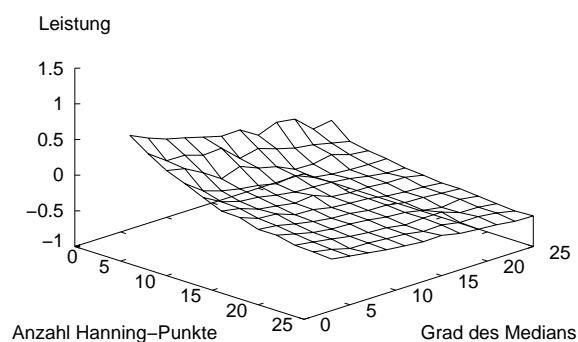
## Ergänzung zu den Ergebnissen

### A.1 Auswirkung von Abschätzmethoden auf die Wegesuche

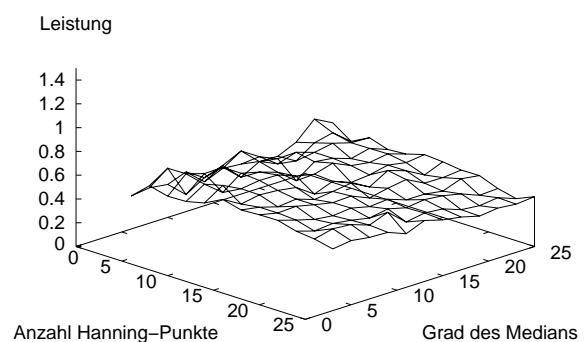
Im Folgenden werden Einzelergebnisse der Auswirkung der Abschätzmethoden auf die Verkehrslenkung dargestellt. Sie wurden der Übersichtlichkeit wegen in den vorangehenden Abschnitten nicht gezeigt.

#### A.1.1 Verkettung von Hanning-Fenster- und Median-Filter

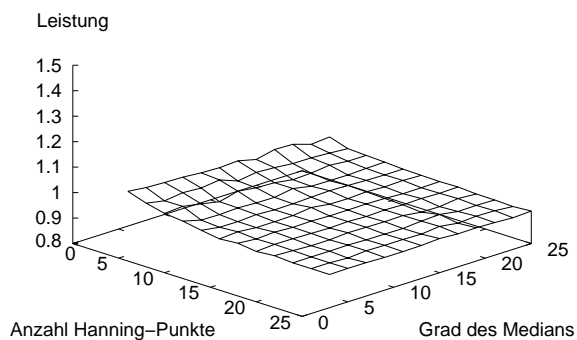
Abbildung A.1a-h zeigen den Durchsatz, die TCP-Umlaufzeit, die Pfadlänge, die Warteschlangenlänge, die Paketverlustwahrscheinlichkeit, die Häufigkeit der Reihenfolgevertauschung, die Verkehrsverteilung und die Pfadwechselhäufigkeit bei der Verkettung von Hanning-Fenster- und Median-Filter.



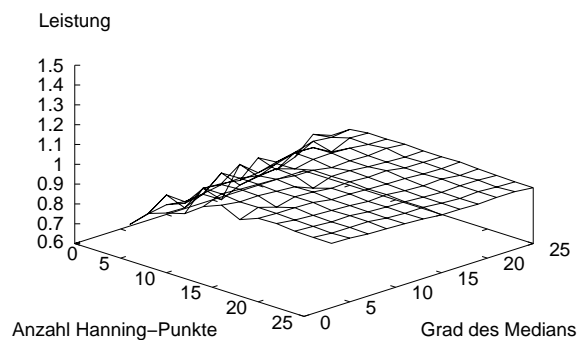
(a) Durchsatz



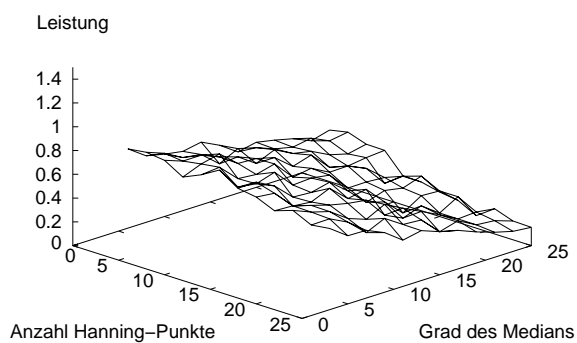
(b) TCP Umlaufzeit



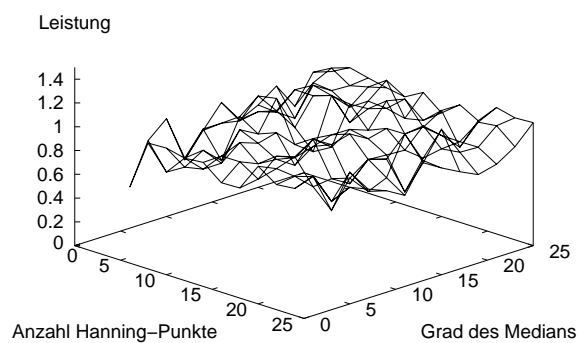
(c) Pfadlänge



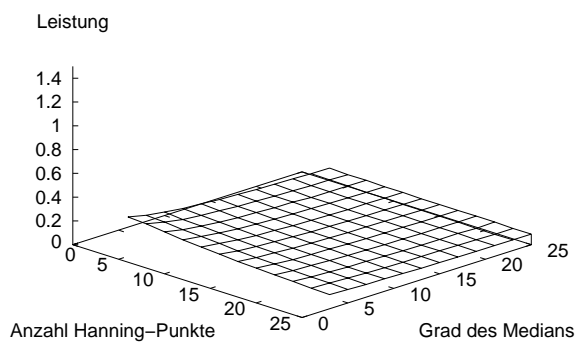
(d) Warteschlangenlänge



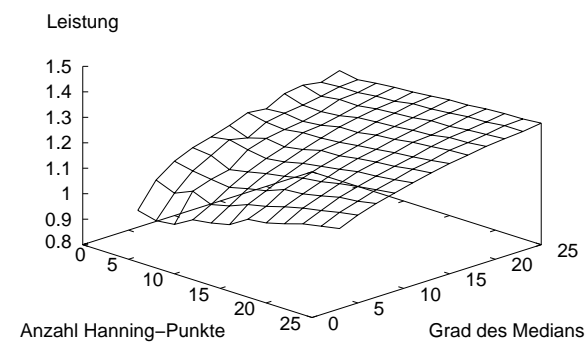
(e) Paketverlustwahrscheinlichkeit



(f) Reihenfolgevertauschung



(g) Verkehrsverteilung



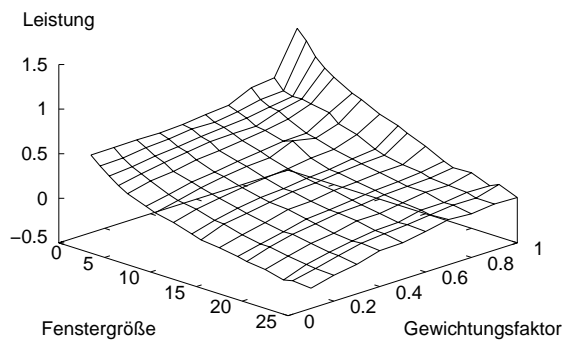
(h) Pfadwechselhäufigkeit

Abbildung A.1: Einzelleistungen der Verkettung von Hanning und Median

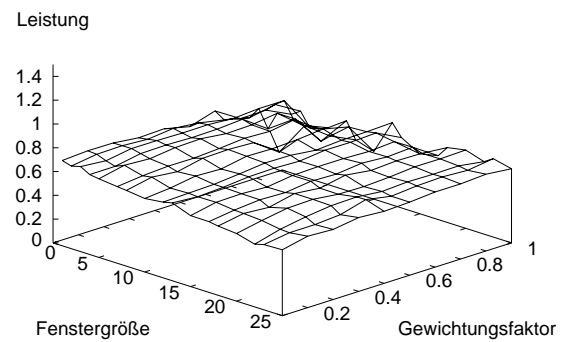


### A.1.2 Filter mit retrospektivem EWMA

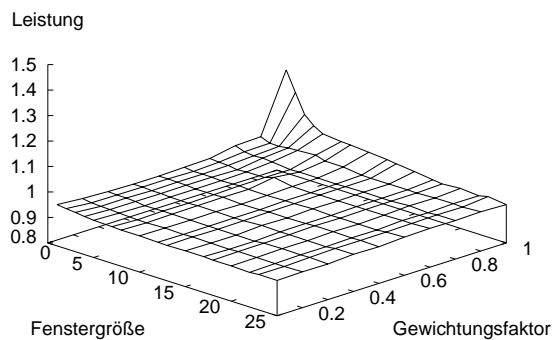
Abbildung A.2a-h zeigen den Durchsatz, die TCP-Umlaufzeit, die Pfadlänge, die Warteschlangenlänge, die Paketverlustwahrscheinlichkeit, die Häufigkeit der Reihenfolgevertauschung, die Verkehrsverteilung und die Pfadwechselhäufigkeit für einen Filter mit retrospektivem EWMA mit arithmetischem Mittel als Glättungsverfahren.



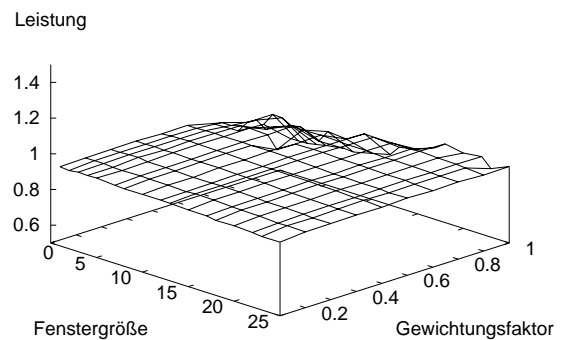
(a) Durchsatz



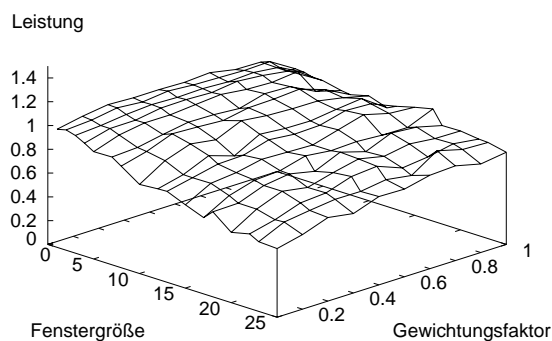
(b) TCP Umlaufzeit



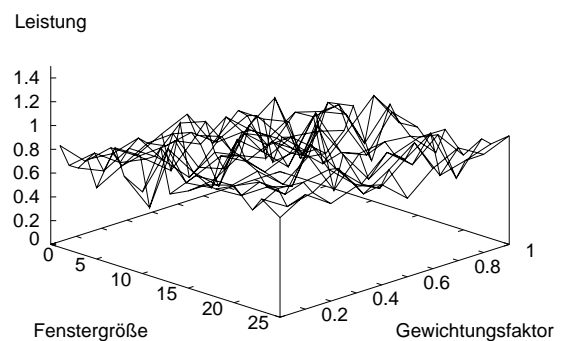
(c) Pfadlänge



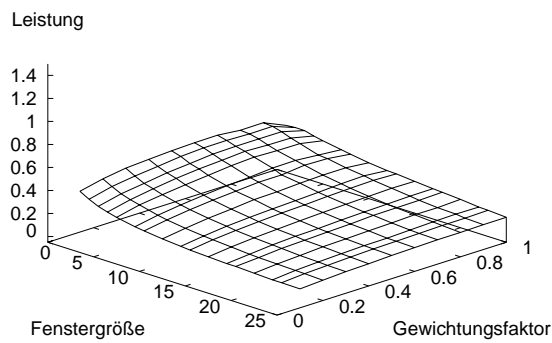
(d) Warteschlangenlänge



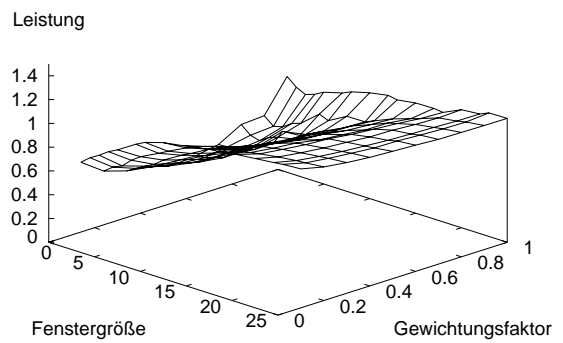
(e) Paketverlustwahrscheinlichkeit



(f) Reihenfolgevertauschung



(g) Verkehrsverteilung

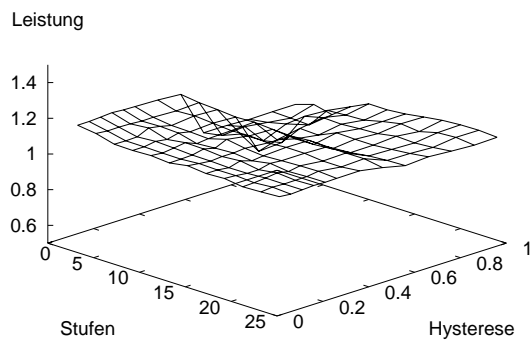


(h) Pfadwechselhäufigkeit

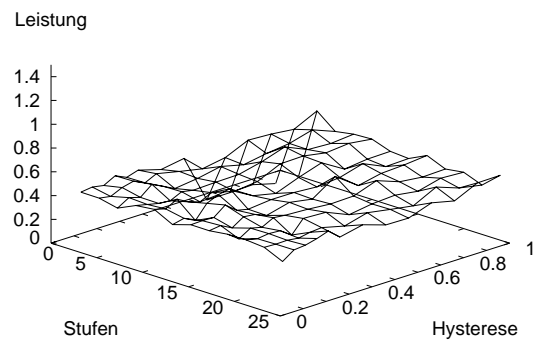
Abbildung A.2: Einzelleistungen des retrospektiven EWMA mit arithmetischem Mittel

### A.1.3 Diskretisierungsfilter mit Hysterese

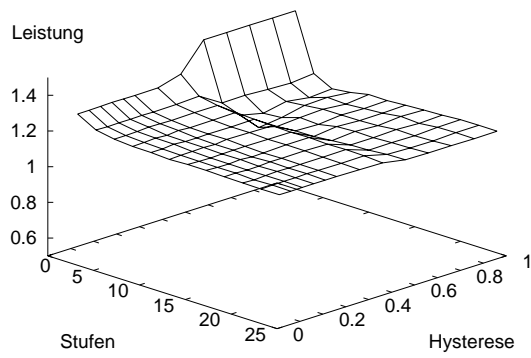
Abbildung A.3a-h zeigen den Durchsatz, die TCP-Umlaufzeit, die Pfadlänge, die Warteschlangenlänge, die Paketverlustwahrscheinlichkeit, die Häufigkeit der Reihenfolgevertauschung, die Verkehrsverteilung und die Pfadwechselhäufigkeit beim Diskretisierungsfilter mit Hysterese.



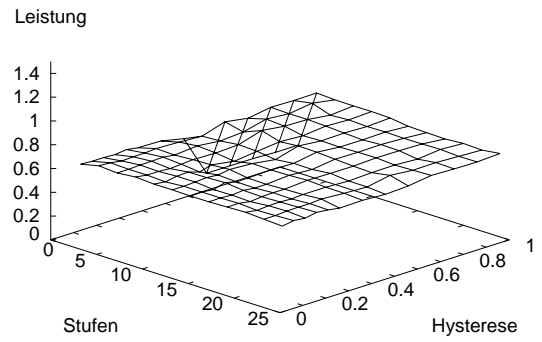
(a) Durchsatz



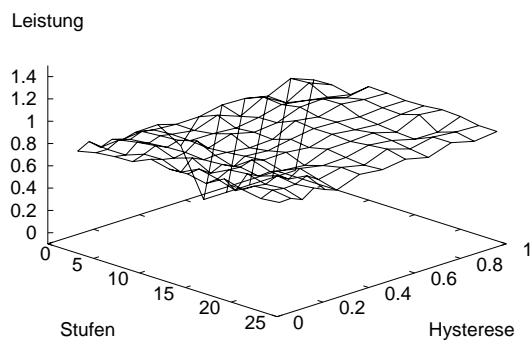
(b) TCP Umlaufzeit



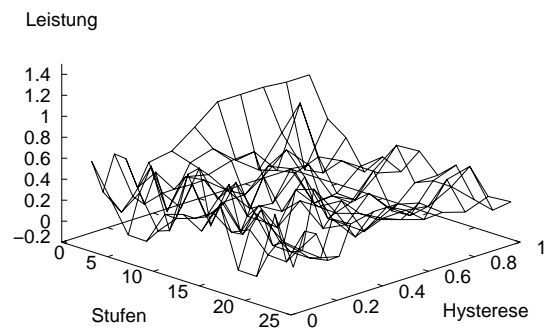
(c) Pfadlänge



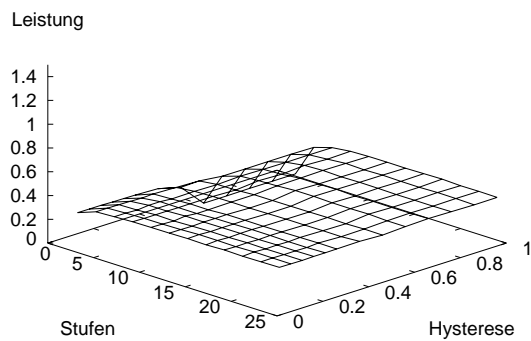
(d) Warteschlangenlänge



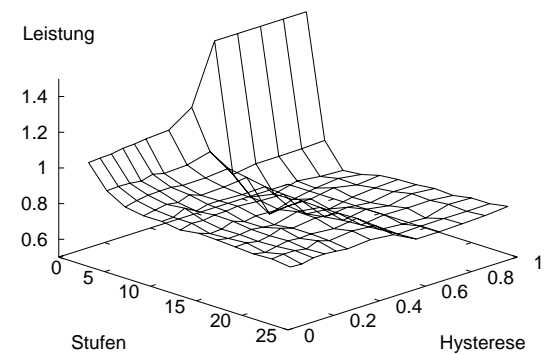
(e) Paketverlustwahrscheinlichkeit



(f) Reihenfolgevertauschung



(g) Verkehrsverteilung



(h) Pfadwechselhäufigkeit

Abbildung A.3: Einzelleistungen der Diskretisierung mit Hysterese



# Literaturverzeichnis

- [1] Quality of Experience. *IEEE MultiMedia*, 11(1):96, 95, 2004.
- [2] G. Almes, S. Kalidindi, and M. Zekauskas. A One-way Packet Loss Metric for IPPM, September 1999. IETF.
- [3] W. Almesberger, T. Ferrari, and J.-Y. Le Boudec. SRP: a scalable resource reservation protocol for the Internet. In *Proceedings of the Sixth International Workshop on Quality of Service*, volume 21, pages 107–116, Napa, CA, USA, April 1998.
- [4] G. Apostolopoulos, D. Williams, S. Kamat, R. Guérin, A. Orda, and T. Przygienda. QoS Routing Mechanisms and OSPF Extensions, RFC 2676, August 1999. IETF.
- [5] G. Appenzeller, I. Keslassy, and N. McKeown. Sizing router buffers. In *SIGCOMM '04: Proceedings of the 2004 conference on Applications, technologies, architectures, and protocols for computer communications*, pages 281–292, Portland, OR, USA, 2004. ACM Press.
- [6] S. Azarm. Multiobjective Optimum Design. [http://www.glue.umd.edu/~azarm/optimum\\_notes/multi/multi.html](http://www.glue.umd.edu/~azarm/optimum_notes/multi/multi.html), 1996.
- [7] P. Barford and J. Sommers. Comparing Probe- and Router-Based Packet-Loss Measurement. *IEEE Internet Computing*, 8(5):50–56, 2004.
- [8] A. Basu, C.-H. L. Ong, A. Rasala, F. B. Shepherd, and G. Wilfong. Route Oscillations in I-BGP with Route Reflection. *ACM Computer Communications Review*, 32(4):235–247, Oktober 2002.
- [9] J. Bellardo and S. Savage. Measuring packet reordering. In *IMW '02: Proceedings of the 2nd ACM SIGCOMM Workshop on Internet Measurement*, pages 97–105, Marseille, Frankreich, 2002. ACM Press.
- [10] R. E. Bellman. *Dynamic Programming*. Princeton University Press, Princeton, NJ, USA, 1957.
- [11] J. C. R. Bennett, C. Partridge, and N. Shectman. Packet Reordering is Not Pathological Network Behavior. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 7(6):789–798, Dezember 1999.

- [12] R. B. Blackman and J. W. Tukey. *The Measurement of Power Spectra*. Dover Publications, New York, Dezember 1958. Appendix B.5.
- [13] S. Bodamer. *Verfahren zur relativen Dienstgütedifferenzierung in IP-Netzknoten*. Dissertation, IKR, Universität Stuttgart, 2002.
- [14] S. Bodamer, K. Dolzer, and C. Gauger. IKR Simulation Library 2.4, User Guide, 2003.
- [15] S. Bodamer and M. Lorang. IKR TCP Library 1.2, User Guide, 2003.
- [16] I. N. Bronstejn and K. A. Semendjajew. *Taschenbuch der Mathematik*. BSB B. G. Teubner Verlagsgesellschaft, Leipzig, 1989.
- [17] L. Burgstahler. An Enhanced Reference Point Method for the Evaluation of Network Performance Aspects. In *Proceedings of the 4th Polish-German Teletraffic Symposium, PGTS 2006*, pages 177–186, Wrocław, Polen, September 2006.
- [18] L. Burgstahler, K. Dolzer, C. Hauser, J. Jähnert, S. Junghans, C. Macian, and W. Payer. Beyond Technology: The Missing Pieces for QoS Success. In *Proceedings of the ACM SIGCOMM workshop on Revisiting IP QoS: What have we learned, why do we care?*, pages 121–130, Karlsruhe, Deutschland, August 2003.
- [19] L. Burgstahler and M. Neubauer. New Modifications of the Exponential Moving Average Algorithm for Bandwidth Estimation. In *Internet Traffic Engineering and Traffic Management, 15th ITC Specialist Seminar*, pages 210–219, Würzburg, Deutschland, Juli 2002.
- [20] R. Callon. Use of OSI IS-IS for Routing in TCP/IP and Dual Environments, RFC 1195, Dezember 1990. IETF.
- [21] R. L. Carter and M. E. Crovella. Measuring Bottleneck Link Speed in Packet-Switched Networks. Technical report, Computer Science Departement, Boston University, März 1996. Report BU-CS-96-006.
- [22] S. Chen and K. Nahrstedt. An Overview of Quality of Service Routing for Next-Generation High-Speed Networks: Problems and Solutions. *IEEE Network Magazine, Special Issue on Transmission and Distribution of Digital Video*, pages 64–79, November/Dezember 1998.
- [23] L. Cheng and I. Marsic. Accurate bandwidth measurement in xDSL service networks. *Computer Communications*, 25:1699–1710, Dezember 2002.
- [24] C. A. Coello Coello. *A Short Tutorial on Evolutionary Multiobjective Optimization*, pages 21–40. Lecture Notes in Computer Science No. 1993. Springer-Verlag, Zürich, Schweiz, 2001.

- [25] K. G. Coffman and A. M. Odlyzko. Internet growth: Is there a „Moore’s Law“ for data traffic. In *Handbook of Massive Data Sets*, pages 47–93. Kluwer Academic, 2001.
- [26] D. E. Comer. *Internetworking with TCP/IP, Volume 1*. Prentice Hall, Inc., 1995.
- [27] E. Crawley, R. Nair, B. Rajagopalan, and H. Sandick. A Framework for QoS-based Routing in the Internet, RFC 2386, August 1998. IETF.
- [28] I. Das and J. Dennis. A Closer Look at Drawbacks of Minimizing Weighted Sums of Objectives for Pareto Set Generation in Multicriteria Optimization Problems. *Structural Optimization*, 14(1):63–69, 1997.
- [29] M. D. Davis. *Game Theorie – A Nontechnical Introduction*. Dover Publications, Inc., Mineola, New York, 1997.
- [30] A. Dhamdhere, H. Jiang, and C. Dovrolis. Buffer Sizing for Congested Internet Links. In *Proceedings IEEE INFOCOM 2005*, Miami, FL, USA, März 2005.
- [31] E. W. Dijkstra. A Note on Two Problems in Connection with Graphs. *Numerische Mathematic*, 1:269–271, 1959.
- [32] C. Dovrolis, P. Ramanathan, and D. Moore. Packet-dispersion techniques and a capacity-estimation methodology. *IEEE/ACM Transactions in Networking*, 12(6):963–977, 2004.
- [33] T. D. Dyer and R. V. Boppana. Analysis of TCP and UDP traffic in MANETs. In *Proceedings of the Third IEEE Workshop on Wireless LANs*, Newton, MA, USA, September 2001.
- [34] J. Eberspächer, N. Fischer, P. Härle, L. Hagenhaus, C. Hauber, L. Herrmann, P. J. Kühn, J. Lollischkies, R. Paul, J. Petersen, and R. Schehrer. Entwurf für die ITG: Empfehlung 5.2-01, Architekturen und Verfahren der Vermittlungstechnik, 1996.
- [35] V. Elliott and K. J. Christensen. Characterizing and reducing route oscillations in the Internet. *Computer Communications*, 26(2):143–153, February 2003.
- [36] D. Eppstein. Finding the k Shortest Paths. *SIAM Journal on Computing*, 28(2):652–573, April 1999.
- [37] S. Floyd and V. Jacobson. The Synchronization of Periodic Routing Messages. *IEEE/ACM Transaction on Networking*, 2(2):122–136, April 1994.
- [38] S. Floyd and V. Paxson. Difficulties in simulating the internet. *IEEE/ACM Transactions on Networks*, 9(4):392–403, 2001.
- [39] L. R. Ford and D. R. Fulkerson. *Flows in Networks*. Princeton University Press, Princeton, NJ, USA, 1962.

- [40] N. C. Gallagher and G. L. Wise. A Theoretical Analysis of the Properties of Median Filters. *IEEE Transactions on Acoustics, Speech, and Signal Processing*, ASSP-29(6):1136–1141, Dezember 1981.
- [41] M. R. Garey and D. S. Johnson. *Computers and Intractability: A Guide to the Theory of NP-Completeness*. W. H. Freeman and Co., New York, 1979.
- [42] S. Gorinsky, A. Kantawala, and J. Turner. Selecting the Buffer Size for an IP Network Link. Technical report, Washington University in St. Louis, 2004. WUCSE-2004-50.
- [43] S. Gorinsky, A. Kantawala, and J. Turner. Link Buffer Sizing: A New Look at the Old Problem. In *Proceedings of IEEE Symposium on Computers and Communications (ISCC 2005)*, pages 507–514, Cartagena, Spanien, Juni 2005.
- [44] R. M. Gray and D. L. Neuhoff. Quantization. *IEEE Transactions on Information Theory*, 44(6):2325–2384, Oktober 1998.
- [45] R. Guérin and A. Orda. QoS-Based Routing in Networks with Inaccurate Information: Theory and Algorithms. In *Proceedings of IEEE INFOCOM '97*, pages 75–83, Kobe, Japan, April 1997.
- [46] F. J. Harris. On the Use of Windows for Harmonic Analysis with the Discrete Fourier Transform. *Proceedings of the IEEE*, 66(1):51–83, Januar 1978.
- [47] R. Harris and S. Köhler. Possibilities for QoS in existing Internet Routing Protocols. Technical report, University of Würzburg, Institute of Computer Science, Mai 1999. Report No. 228.
- [48] N. Hu and P. Steenkiste. Estimating Available Bandwidth Using Packet Pair Probing. Technical report, Carnegie Mellon University, School of Computer Science, September 2002. Report CMU-CS-02-166.
- [49] N. Hu and P. Steenkiste. Evaluation and Characterization of Available Bandwidth Probing Techniques. *IEEE Journal of Selected Areas in Communications*, 21(6):879–894, August 2003.
- [50] K. S. Huh. Effects of Measurement and Routing Algorithms on QoS Routing. Master Thesis, IKR, Universität Stuttgart, August 2003.
- [51] C. Huitema. *Routing in the Internet*. Prentice Hall, PTR, Englewood Cliffs, NJ, USA, 1995.
- [52] ISO JTC 1/SC 6. Intermediate System to Intermediate System intra-domain routing information exchange protocol for use in conjunction with the protocol for providing the connectionless-mode network service (ISO 8473), November 2002. ISO.



- [53] ITU-T Recommendation Y.1540. Internet protocol data communication service – IP packet transfer and availability communication service, Dezember 2002.
- [54] V. Jacobson. Modified TCP Congestion Control Algorithm. End2end-interest mailing list.
- [55] V. Jacobson. "pathchar". <http://www.caida.org/tools/utilities/others/pathchar>, 1997.
- [56] M. Jain and C. Dovrolis. End-to-end available bandwidth: measurement methodology, dynamics, and relation with tcp throughput. *IEEE/ACM Transactions in Networking*, 11(4):537–549, 2003.
- [57] R. Jain, S. Fahmy, S. Kalyanaraman, and R. Goyal. ERICA Switch Algorithm: A Complete Description. Technical report, The ATM Forum, Oktober 1996. ATM Forum/96-1270.
- [58] J.-Y. Jo, Y. Kim, H. C. Chao, and F. L. Merat. Internet traffic load balancing using dynamic hashing with flow volume. In *Proceedings of SPIE ITCOM 2002*, volume 4865, pages 154–165, Boston, MA, USA, Juli 2002.
- [59] S. Keshav. A control-theoretic approach to flow control. In *Proceedings of SIGCOMM, 1991*, pages 3–15, Zürich, Schweiz, September 1991.
- [60] P. J. Kühn. Communication Networks II. Manuskript zur Vorlesung, Institut für Kommunikationsnetze und Rechnersysteme, Universität Stuttgart, 2002.
- [61] C. Labovitz, G. R. Malan, and F. Jahanian. Internet Routing Instability. In *Proceedings of the ACM SIGCOMM '97*, pages 115–126, Cannes, Frankreich, September 1997.
- [62] K. Lai and M. Baker. Measuring Bandwidth. In *Proceedings of IEEE INFOCOM 1999*, pages 235–245, New York, NY, USA, März 1999.
- [63] M. Lang. *Effizienz von Verfahren zur adaptiven und verteilten Verkehrslenkung in Paketvermittlungsnetzen — 75. Bericht über verkehrstheoretische Arbeiten*. Dissertation, IND, Universität Stuttgart, 1997.
- [64] D. H. Lorenz and A. Orda. QoS Routing in Networks with Uncertain Parameters. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 6(6):768–778, Dezember 1998.
- [65] G. Malkin. RIP Version 2 Carrying Additional Information, RFC 1723, November 1994. IETF.
- [66] G. Malkin and F. Baker. RIP Version 2 MIB Extension, RFC 1724, November 1994. IETF.
- [67] Z. M. Mao, R. Govindan, G. Varghese, and R. H. Katz. Route Flap Damping Exacerbates Internet Routing Convergence. *ACM Computer Communications Review*, 32(4):221–233, Oktober 2002.

- [68] J. Max. Quantizing for minimum distortion. *IEEE Transactions on Information Theory*, IT-6:7–12, März 1960.
- [69] S. McCreary and K. Claffy. Trends in Wide Area IP Traffic Patterns: A View from Ames Internet Exchange. In *Proceedings of the 13th ITC Specialist Seminar*, pages 1.1–1.12, Monterey, CA, USA, September 2000.
- [70] J. P. Megue. Quantisierung der Bandbreitenabschätzung. Studienarbeit, IKR, Universität Stuttgart, Juni 2003.
- [71] J. Micheel, I. Graham, and N. Brownlee. The Auckland data set: an access link observed. In *Proceedings of the 14th ITC Specialists Seminar on Access Networks and Systems*, pages 19–30, Barcelona/Gerona, Spanien, April 2001.
- [72] D. L. Mills. DCN Local-Network Protocols, RFC 891, Dezember 1983. IETF.
- [73] D. L. Mills. Network Time Protocol (Version3), Specification, Implementation and Analysis, März 1992. IETF.
- [74] H. Motulsky and A. Christopoulos. *Fitting Models to Biological Data using Linear and Non-linear Regression*. GraphPad Software, Inc., April 2003.
- [75] J. Moy. OSPF Version 2, RFC 2328, April 1998. IETF.
- [76] M. Neubauer. Vergleich von Bandbreiten-Abschätzalgorithmen. Studienarbeit, IND, Universität Stuttgart, August 2002.
- [77] T. Oetiker and D. Rand. Multi Router Traffic Grapher. <http://people.ee.ethz.ch/~oetiker/webtools/mrtg>.
- [78] The Institute of Electrical and Electronics Engineers Inc. 802.1D: Media Access Control (MAC) Bridges, Juni 1998.
- [79] The Institute of Electrical and Electronics Engineers Inc. 802.5: Token ring access method and Physical Layer specifications, Mai 1998.
- [80] The Institute of Electrical and Electronics Engineers Inc. 802.1w: Rapid Reconfiguration of Spanning Tree, Juli 2001.
- [81] The Institute of Electrical and Electronics Engineers Inc. 802.3: Carrier sense multiple access with collision detection (CSMA/CD) access method and physical layer specification, März 2002.

- [82] V. Paxson. End-to-End Internet Packet Dynamics. In *Proceedings of the ACM SIGCOMM '97 Conference on Applications, Technologies, Architectures, and Protocols for Computer Communication*, volume 27,4, pages 139–154, Cannes, Frankreich, September 1997.
- [83] V. Paxson. End-to-End Routing Behaviour in the Internet. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 5(5):601–615, Oktober 1997.
- [84] V. Paxson and M. Allman. Computing TCP's Retransmission Timer, RFC 2988, November 2000. IETF.
- [85] V. E. Paxson. *Measurements and Analysis of End-to-End Internet Dynamics*. PhD dissertation, University of California, Lawrence Berkeley National Laboratory, CA, USA, April 1997.
- [86] R. Pletka, A. Kind, M. Waldvogel, and S. Mannel. Closed-Loop Congestion Control for Mixed Responsive and Non-Responsive Traffic. In *Proceedings of Globecom 2003*, San Francisco, CA, USA, Dezember 2003.
- [87] J. Postel. Internet Control Message Protocol, RFC 792, September 1981. IETF.
- [88] L. R. Rabiner, M. R. Sambur, and C. E. Schmidt. Applications of a Nonlinear Smoothing Algorithm to Speech Processing. *IEEE Transactions on Acoustics, Speech, and Signal Processing*, ASSP-23(6):552–557, Dezember 1975.
- [89] E. P. Rathgeb. *Verkehrsflüsse in ATM-Netzen – Modellierung und Analyse von Verkehrsquellen und Quellflusskontrollverfahren – 51. Bericht über verkehrstheoretische Arbeiten*. Dissertation, IND, Universität Stuttgart, 1991.
- [90] Y. Rekhter and T. Li. A Border Gateway Protocol 4 (BGP-4), RFC 1771, März 1995. IETF.
- [91] V. Ribeiro, R. Riedi, R. Baraniuk, J. Navratil, and L. Cottrell. pathchirp: Efficient available bandwidth estimation for network paths. In *Proceedings of the Passive and Active Measurement Workshop (2003)*, La Jolla, CA, USA, April 2003.
- [92] J. L. Robbins and J. C. Daneman. The best known statistic – Coefficient of determination ( $R^2$ ): What it does and does not in regression analysis. *National Estimator*, pages 18–27, 2002.
- [93] C. L. H. Rutgers. An Introduction to IGRP. Technical report, August 1991. Laboratory for Computer Science Research, State University of New Jersey.
- [94] Arjuna Sathiseelan and Tomasz Radzik. Improving the performance of tcp in the case of packet reordering. In *High Speed Networks and Multimedia Communications, 7th IEEE International Conference, HSNMC 2004*.

- [95] M. Scharf. Untersuchung von Optimierungsansätzen zur TCP-Datenflusssteuerung in Mobilkommunikationssystemen der 2.5 und 3. Generation. Diplomarbeit, IKR, Universität Stuttgart, Juni 2003.
- [96] R. Serral-Gracià, L. Jakab, and J. Domingo-Pascual. Out of Order Packets Analysis on a Real Network Environment. *2nd Conference on Next Generation Internet Design and Engineering, NGI 2006*, pages 269–276, April 2006.
- [97] A. Shaikh, J. Rexford, and K. G. Shin. Load-sensitive routing of long-lived IP flows. In *SIGCOMM '99: Proceedings of the conference on Applications, technologies, architectures, and protocols for computer communication*, pages 215–226, Cambridge, MA, USA, 1999. ACM Press.
- [98] T. Sivanthi and U. Killat. A Satisficing MOMIP Framework for Reliable Real-time Application Scheduling. In *Proceedings of 2nd IEEE International Symposium on Dependable, Autonomic and Secure Computing (DASC'06)*, pages 187–194, Indianapolis, IN, USA, 2006.
- [99] V. Smotlacha. One-way Delay Measurement Using NTP, Mai 2003. TERENA Networking Conference, Zagreb, Croatia.
- [100] J. Späth. *Entwurf und Bewertung von Verfahren zur Verkehrslenkung in WDM-Netzen — 82. Bericht über verkehrstheoretische Arbeiten*. Dissertation, IKR, Universität Stuttgart, 2002.
- [101] J. Strauss, D. Katabi, and F. Kaashoek. A Measurement Study of Available Bandwidth Estimation Tools. In *Proceedings of the ACM SIGCOMM Internet Measurement Conference '03*, Miami, FL, USA, Oktober 2003.
- [102] Technical Committee The ATM Forum. Private Network-Network Interface, Specification Version 1.0 (PNNI 1.0), März 1996.
- [103] K. Thompson, G. L. Miller, and R. Wilder. Wide-Area Internet Traffic Patterns and Characteristics. *IEEE Network*, 11(6), November/Dezember 1997.
- [104] J. W. Tukey. Nonlinear (nonsuperposable) methods for smoothing data. In *Proceedings of EASCON '74*, page 673, Washington, DC, USA, Oktober 1974.
- [105] C. Villamizar and C. Song. High performance TCP in ANSNET. *SIGCOMM Comput. Commun. Rev.*, 24(5):45–60, 1994.
- [106] Z. Wang and J. Crowcroft. Quality of Service Routing for Supporting Multimedia Applications. *IEEE Journal of Selected Areas in Communications*, 14(7):1228–1234, September 1996.

- [107] R. Weber. Vergleich der Prognosen von Künstlichen Neuronalen Netzen, von Arima-Modellen und der Spektralanalyse mit unterschiedlichen Gütemaßen. <http://www.dr-rene-weber.de/publications.htm>, 1995.
- [108] E. W. Weisstein. *CRC Concise Encyclopedia of Mathematics*. CRC Press, 2002.
- [109] A. Wierzbicki and L. Burgstahler. Application-Oriented Evaluation of Measurement Estimation. In *Workshop on Architectures for Quality of Service in the Internet, Art-QoS 2003*, pages 293–306, Warschau, Polen, März 2003.
- [110] A. P. Wierzbicki, M. Makowski, and J. Wessels. *Model-based decision support methodology with environmental applications*. Kluwer Academic publishers, Dordrecht, NL, 2000.