



Leseprobe

Anatol Badach

Voice over IP - Die Technik

Grundlagen, Protokolle, Anwendungen, Migration, Sicherheit

ISBN: 978-3-446-41772-4

Weitere Informationen oder Bestellungen unter

<http://www.hanser.de/978-3-446-41772-4>

sowie im Buchhandel.

4 VoIP und QoS in IP-Netzen

Bei VoIP werden bestimmte Anforderungen an IP-Netze hinsichtlich der Qualität bei Übermittlung von Sprache gestellt. Diese Anforderungen bezeichnet man als *QoS-Anforderungen (Quality of Service)*; sie betreffen vor allem die Übermittlungszeit und deren Schwankungen sowie Verluste von IP-Paketen mit Sprache. Eine besonders große Auswirkung auf die Qualität des Telefongesprächs bei VoIP hat die *Ende-zu-Ende-Verzögerung* des Sprachsignals, d.h. die Zeit, die das Sprachsignal vom Mund des Sprechers bis zum Ohr des Empfängers benötigt.

QoS-Anforderungen

Um die gestellten QoS-Anforderungen erfüllen zu können, kommen verschiedene Konzepte in Frage, wie z.B. *Differentiated Services*, mehrere Verfahren für Management von Warteschlangen mit IP-Paketen vor Leitungen (*Queue-Management*) und das Protokoll RSVP (*Resource reSerVation Protocol*). Im Allgemeinen basieren diese Konzepte auf der Differenzierung von Paketströmen in IP-Netzen. Hierbei werden den IP-Paketen mit Sprache höhere Prioritäten zugeteilt als den IP-Paketen mit Daten. So werden IP-Pakete mit Sprache im IP-Netz vorrangig „behandelt“.

Konzepte für QoS-Garantie

Dieses Kapitel gibt einen Überblick über das Thema QoS bei VoIP. Nach einer Darstellung von Einflussfaktoren auf die VoIP-Qualität in Abschnitt 4.1 folgt in Abschnitt 4.2 eine Auflistung von Verfahren zur Garantie von QoS-Anforderungen. Auf die QoS-Unterstützung in lokalen Netzwerken geht Abschnitt 4.3 ein. Abschnitt 4.4 erläutert das Konzept von Differentiated Services. Verschiedene Verfahren für Queue-Management präsentiert Abschnitt 4.5. Das Protokoll RSVP wird in Abschnitt 4.6 dargestellt. Abschließende Bemerkungen in Abschnitt 4.7 runden das Kapitel ab.

Überblick über das Kapitel

In diesem Kapitel findet man u.a. Antworten auf folgende Fragen:

Ziel dieses Kapitels

- Welche Faktoren wirken sich negativ auf die VoIP-Qualität aus?
- Welche Komponenten enthält die Ende-zu-Ende-Verzögerung des Sprachsignals?
- Welche Auswirkung für Paketverluste hat ein Jitter-Ausgleichpuffer?
- Wie ist die QoS-Unterstützung in lokalen Netzwerken und in Weitverkehrsnetzen möglich?
- Wie funktionieren wichtige Verfahren (CBQ, WFQ, CBWFQ, ...) für Queue-Management?
- Wie reserviert man die Bandbreite einer virtuellen Verbindung nach dem Protokoll RSVP?

4.1 QoS-Anforderungen bei VoIP

<i>VoIP als isochrone Kommunikation</i>	Bei der Audio- und Videokommunikation über ein IP-Netz und damit auch bei VoIP wird verlangt, dass die Zeitverhältnisse im Bitstrom an der Sende- und Empfangsseite unverändert bleiben. Damit müssen die Zeitabstände zwischen den aufeinanderfolgenden IP-Paketen in einem Audio/Video-Bitstrom auf Sende- und Empfangsseite identisch sein. In diesem Zusammenhang spricht man von <i>Isochronität</i> . Daher stellt VoIP eine <i>isochrone Kommunikation</i> dar.
<i>Begriff QoS</i>	Die Anforderung an das IP-Netz, eine isochrone Kommunikation in guter Qualität zu ermöglichen, werden als <i>QoS-Anforderungen</i> bezeichnet. Unter QoS (<i>Quality of Service</i>), auch <i>Dienstgüte</i> genannt, wird die Fähigkeit eines IP-Netzes verstanden, einer Anwendung oder einer Klasse von Anwendungen eine geforderte Bandbreite einer Verbindung bzw. zusätzlich eine maximale Übermittlungszeit im Netz zu garantieren und hierbei möglichst eine geringe Anzahl von Übermittlungsfehlern und eine geringe Schwankung der Übermittlungszeit einzelner IP-Pakete zu verursachen.
4.1.1 Einflussfaktoren auf die VoIP-Qualität	
Die wichtigsten QoS-Anforderungen, die VoIP an IP-Netze stellt, betreffen:	
<ul style="list-style-type: none"> ■ die Bandbreite von virtuellen Verbindungen zwischen IP-Telefonen, ■ die Ende-zu-Ende-Verzögerung des Sprachsignals (<i>Delay</i>), ■ die Schwankung der Übermittlungszeit (<i>Jitter</i>) und ■ die Paketverlustrate (<i>Packet Loss Rate</i>). 	
<i>Garantie einer bestimmten Bandbreite</i>	Bei VoIP wird die Sprache zuerst digitalisiert und dann entsprechend codiert (s. Abschnitt 5.1). Digitalisierte Sprache stellt ein kontinuierliches Signal mit einer konstanten Bitrate dar. Um ein solches Sprachsignal in guter Qualität über ein IP-Netz zu übermitteln, muss das Netz manchmal eine bestimmte Bandbreite für virtuelle Verbindung zwischen IP-Telefonen – also für eine VoIP-Session, siehe Abbildungen 5.2-1 und -2 – garantieren. Dafür wurden spezielle Verfahren für das Management der Warteschlangen entwickelt (s. Abschnitt 4.5).
<i>Ende-zu-Ende-Verzögerung</i>	Ein wichtiger Faktor, der die Qualität der Sprache bei VoIP bestimmt, ist die <i>Ende-zu-Ende-Verzögerung</i> des Sprachsignals. Darunter versteht man die Zeitspanne, die ein Sprachsignal vom Mund eines Sprechers bis zum Ohr eines Hörers benötigt. Die Hauptursache dieser Verzögerung ist die Übermittlungszeit der IP-Pakete mit Sprache über ein IP-Netz. Die Verzögerung entsteht vor allem durch die Zwischenspeicherung der IP-Pakete in den Routern, die sie auf ihren Wegen durch das Netz zu durchlaufen haben. Jeder Router benötigt Zeit, um den Header im IP-Paket zu interpretieren und die entsprechende Routing-Entscheidung zu treffen. Trifft ein Paket unterwegs auf einen überlasteten Rou-

ter, muss es einige Zeit in der Warteschlange vor der Leitung verbringen und wird im Extremfall sogar ganz verworfen. Eine große Ende-zu-Ende-Verzögerung beeinträchtigt den Charakter eines Telefongesprächs stark.

Da die einzelnen IP-Pakete auf einer Verbindung zwischen IP-Telefonen in der Regel auf unterschiedlichen Wegen übermittelt werden, kann ihre Übermittlungszeit recht unterschiedlich sein. Die Schwankungen der Übermittlungszeit nennt man *Jitter*. Die Isochronität bei VoIP lässt jedoch kein Jitter zu. Um die Schwankungen auszugleichen, wird beim Empfänger ein spezieller Puffer implementiert. Man bezeichnet einen derartigen Puffer als *Jitter-Ausgleichpuffer* (*Playout Buffer*, *Dejitter Buffer*) – siehe Abbildung 5.6-1.

Jitter

Die Verluste von IP-Paketen mit Sprache während der Übermittlung mindern die VoIP-Qualität ebenso. Die Anzahl der Paketverluste in einer bestimmten Zeitperiode wird mit dem Parameter *Paketverlustrate* angegeben. Paketverluste können durch überlastete Router im IP-Netz oder auch durch einen „schlecht“ dimensionierten Jitter-Ausgleichpuffer entstehen (s. Abb. 4.1-1). Im Gegensatz zu reinen Datenanwendungen wie Überprüfungen von Kreditkarten, bei denen der Verlust von nur einem Paket die gesamte Anwendung zum Scheitern bringen kann, ist der Verlust eines IP-Pakets bei der Sprachübertragung nicht besonders tragisch. Zu viele Paketverluste machen sich in einem Telefongespräch allerdings sehr störend als Unterbrechungen bemerkbar.

Paketverluste

Die hier genannten Störfaktoren werden als *VoIP-Metriken* erfasst. Ein Empfänger der IP-Pakete mit Sprache kann die Werte einiger VoIP-Metriken während der Kommunikation ermitteln und diese auch an den Absender der IP-Pakete mit Hilfe des Protokolls RTCP übermitteln (s. Abschnitt 5.5.6), um ihn so über die Qualität der Kommunikation zu informieren.

Störfaktoren als VoIP-Metriken

Um präzise beurteilen zu können, wie die Störfaktoren – wie z.B. Jitter, Paketverluste und Delay – die Sprachqualität beim Empfänger beeinflussen, wurde von der ITU-T das sog. *E-Modell* im Standard G.107 spezifiziert. Auf das E-Modell gehen wir in Abschnitt 6.4.4 kurz ein.

E-Modell

4.1.2 Ende-zu-Ende-Verzögerung

Da die Sprachkommunikation in Echtzeit verläuft, gilt die Wiedergabe eines Sprachsignals am Ziel als qualitativ schlecht, wenn sie nach einem zu großen Zeitverzug erfolgt. Für die Ende-zu-Ende-Verzögerung T_{EE} (*End-to-End Delay*) des Sprachsignals werden daher Grenzwerte gesetzt. Nach dem *ITU-T-Dokument G.114* wird die VoIP-Qualität wie folgt klassifiziert:

- T_{EE} kleiner als 150 ms: akzeptabel für alle Benutzer;
- T_{EE} zwischen 150 ms und 300 ms: akzeptabel, aber mit Einschränkungen (nicht für empfindliche Benutzer);

Budget von T_{EE}

- T_{EE} größer als 300 ms: nicht akzeptabel.

VoIP mit T_{EE} bis zu 300 ms könnte man als akzeptabel bezeichnen. Bei der Planung eines VoIP-Systems wird eine Qualitätsklasse durch die Festlegung des maximal zulässigen Wertes von T_{EE} festgelegt. Dieser Wert kann als *Budget von T_{EE}* angenommen und darf nicht überschritten werden. Die Einflussfaktoren auf T_{EE} werden im Folgenden anhand eines Beispiels näher erläutert.

Beispiel 1: Abbildung 4.1-1 illustriert die Übermittlung von drei Sprachpaketen P_1, P_2 und P_3 über ein IP-Netz. Es sollen hier alle Komponenten der Ende-zu-Ende-Verzögerung T_{EE} erläutert werden. Es wird hier angenommen, dass die Sprachcodierung nach einem segmentorientierten Verfahren stattfindet (s. Abschnitt 5.1.5) und die Verzögerung im Decodierer vernachlässigbar ist. Daher wird hier der Decodierer nicht gezeigt.

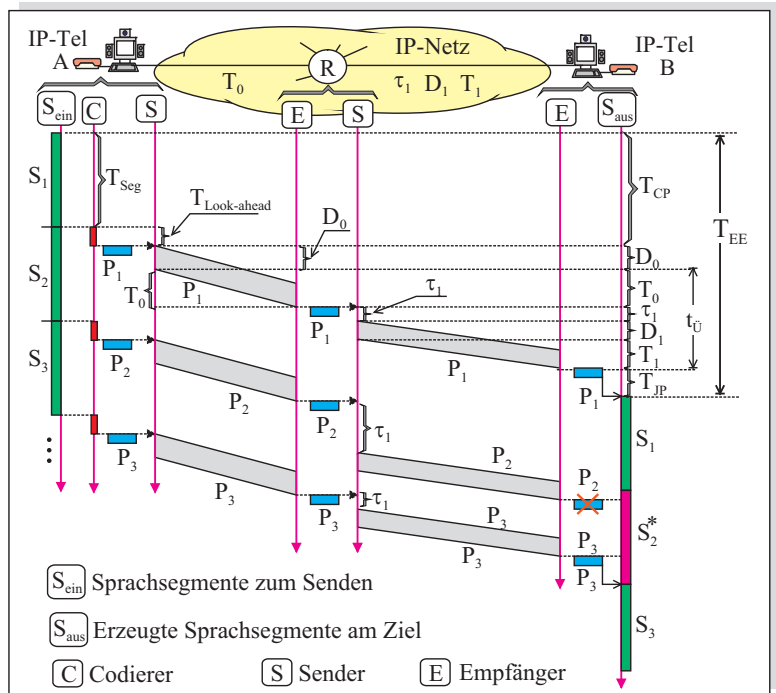


Abb. 4.1-1: Einflussfaktoren auf die Größe der Ende-zu-Ende-Verzögerung (T_{EE})
 τ_1 : zufällige Zwischenspeicherungszeit (Wartezeit auf das Senden)

Codierungs- und Paketierungszeit T_{CP}

Das hier zu sendende Sprachsignal wird fortlaufend abgetastet und in Zeitabschnitte, sog. *Segmente*, mit der Länge von T_{Seg} (z.B. 30 ms bzw. mit 240 Abtastwerten) zerlegt. Der Codierer im IP-Telefon A muss somit die Zeit T_{Seg} abwarten, bevor er mit der Codierung und Komprimierung des Sprachsegments S_1 beginnen kann. Aus S_1 wird das Sprachpaket P_1 gebildet. Die Zeit, die ein Codierer zum Erzeugen eines Sprachpakets benötigt, bezeichnet man oft als *Look-ahead Delay* ($T_{Look-ahead}$). Die Zeit $T_{CP} = T_{Seg} + T_{Look-ahead}$ stellt daher die Codierungs- und Paketierungszeit dar und kann als konstant angenommen werden.

Beim Aussenden eines Pakets werden seine einzelnen Bits seriell gesendet. Dies bedeutet die *Serialisierung* des Pakets, und die hierfür benötigte Zeit wird als *Serialisierungsverzögerung* (D_0) angesehen. Sie kann ermittelt werden wie folgt:

$$D_0 = \text{Paketgröße [Bit]} / \text{Übertragungsrates [Bit/s]}$$

Die Übertragungszeit von P_1 vom IP-Telefon A zum Router beträgt T_0 .

P_1 verbringt im Router eine zufällige Zeit τ_1 in der Warteschlange vor der Leitung zum IP-Telefon B. Die Serialisierungsverzögerung beim Senden durch den Router ist gleich D_1 , und die Übertragungszeit beträgt hierbei T_1 . Die gesamte Übermittlungszeit t_0 über das IP-Netz ist eine Zufallsvariable und kann dargestellt werden als $t_0 = T_0 + \tau_1 + D_1 + T_1$.

P_1 wird im IP-Telefon B über die Zeit T_{JP} im Jitter-Ausgleichpuffer (J-AP) gehalten. Diese zusätzliche Zwischenspeicherung am Ziel sollte die Sicherheit bringen, dass jedes Sprachpaket bereits am Ziel empfangen wurde, falls es dekodiert und wiedergegeben werden muss. Aus den Sprachpaketen müssen die Sprachsegmente mit der Länge von T_{Seg} (d.h. 30 ms) synchron generiert werden, um ein analoges Sprachsignal erzeugen zu können.

Da die Verzögerung T_{JP} im J-AP hier zu klein ausgewählt wurde, ist während der Erzeugung des Sprachsegments S_1 das nächste Sprachpaket P_2 für die Erzeugung des Sprachsegments S_2 noch nicht eingetroffen. P_2 gilt hier als verloren gegangen. In diesem Fall muss ein künstliches Segment S_2^* (z.B. mit einem passenden Geräusch) als Ersatzsegment für S_2 erzeugt werden. Die bei Paketverlusten zu treffenden Maßnahmen bezeichnet man als *Error Concealment*¹. Den Einfluss der Zwischenspeicherungszeit im J-AP auf die Paketverluste wird im Weiteren detaillierter dargestellt (s. Abb. 4.1-5).

Um überprüfen zu können, ob das Budget von T_{EE} nicht überschritten wurde, braucht man einfache Richtlinien für die Abschätzung von T_{EE} . Abbildung 4.1-2 zeigt daher die wichtigsten Komponenten, die den Wert von T_{EE} bei der PC-PC-Kommunikation bestimmen.

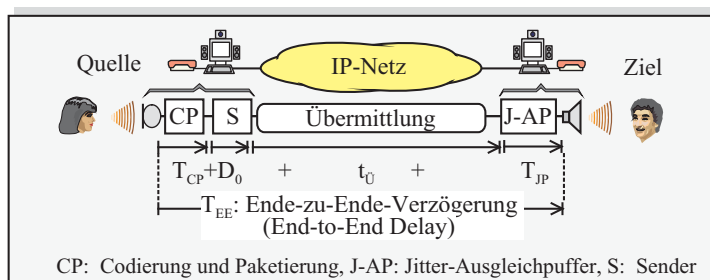


Abb. 4.1-2: Komponenten der Ende-zu-Ende-Verzögerung bei der PC-PC-Kommunikation

T_{EE} stellt die Summe der Verzögerung T_{CP} beim Codierer und Paketierer, der Serialisierungsverzögerung D_0 beim Aussenden des Pakets bei der Quelle, der Übermittlungszeit t_0 im IP-Netz und der Zwischenspeicherungszeit T_{JP} im Jit-

Serialisierungsverzögerung D_0

Übermittlungszeit t_0

Zwischenspeicherungszeit T_{JP} im J-AP

Folge einer zu kurzen Zwischenspeicherung im J-AP

T_{EE} bei PC-PC-Kommunikation

¹ Mit dem Protokoll RTCP kann ein Empfänger sogar einen Absender – mit Hilfe des Parameters PCL (*Packet Loss Concealment*) im Feld des XR-Pakets (s. Abb. 5.5-6) – darüber informieren, nach welchen Verfahren verloren gegangene Pakete ersetzt werden.

ter-Ausgleichpuffer am Ziel dar. Da IP-Pakete mit Sprache in der Regel eine höhere Priorität als solche mit Daten besitzen, werden sie in der Warteschlange zum Senden vor die IP-Pakete mit Daten gestellt. Damit kann man die Wartezeit von IP-Paketen mit Sprache auf das Aussenden bei der Quelle außer Acht lassen. Die Verzögerung im Sender der Quelle entsteht daher nur durch die Serialisierung.

T_{CP} als algorithmische Verzögerung

Die Verzögerung T_{CP} beim Codierer und Paketierer wird *algorithmische Verzögerung (Algorithmic Delay)* genannt. Sie nimmt mit der Reduzierung der Bitrate des Sprachbitstroms zu. Erzeugt ein Codierer einen Bitstrom mit niedriger Bitrate, so muss man länger warten, um ein IP-Paket mit einer „vernünftigen“ Länge zu versenden. Die Verzögerung T_{CP} kann bis zu 40 ms betragen.

Beispiel 2: Bei der Migration zum VoIP-Einsatz in einem lokalen Netzwerk möchte man die maximale Ende-zu-Ende-Verzögerung (T_{EE}) von 150 ms garantieren. Die PCs verfügen hier über Vollduplex-Ethernet-Anschlüsse mit 10 Mbit/s und sollen zusätzlich als Soft-IP-Telefone dienen. Die Sprachcodierung soll nach dem ITU-T-Standard G.723.1 erfolgen. Somit wird hier bei jeder VoIP-Verbindung ein kontinuierlicher Bitstrom von 5.3 kbit/s über das Netzwerk übermittelt. Wie groß darf aber die maximale Übermittlungszeit über das Netzwerk sein, um T_{EE} von 150 ms nicht zu überschreiten?

G.723.1 beschreibt das Segment-orientierte Sprachcodierungsverfahren ACELP (s. Abb. 5.1-8). Die Bitrate 5.3 kbit/s bei ACELP bedeutet, dass ein Sprachsegment mit der Länge von 20 Bytes alle 30 ms übermittelt wird. Benutzt man die in Abbildung 4.1-1 eingeführten Begriffe und Abkürzungen, ergeben sich für diesen Fall folgende Werte:

- Länge von Sprachsegmenten: $T_{Seg} = 30$ ms
- Look-ahead Delay $T_{Look-ahead} = 7.5$ ms (nach ITU-T-Empfehlung G. 114)
Somit beträgt die Codierungs- und Paketierungszeit $T_{CP} = T_{Seg} + T_{Look-ahead} = 37.5$ ms.
- Serialisierungsverzögerung bei der Quelle $D_0 = 72 * 8$ [Bit] / 10 [Mbit/s] < 0.1 ms
Die Länge von MAC-Frame mit einem Sprachsegment beträgt min. 72 Bytes; d.h. 12 Bytes MAC-Header, min. 40 Bytes IP/UDP/RTP-Header und 20 Bytes Sprachsegment.
- Zwischenspeicherungszeit im Jitter-Ausgleichpuffer $T_{JP} = 50$ ms
Oft wird $T_{JP} = 2 * T_{Seg}$ (Länge des Sprachsegments) empfohlen. Wegen kurzer Entfernungen im lokalen Netzwerk wurde hier 50 ms (also weniger als $2 * T_{Seg}$) angenommen.

Die maximale Übermittlungszeit über das Netzwerk sollte den Wert

$$150 \text{ ms} - (37.5 \text{ ms} + 0.1 \text{ ms} + 50 \text{ ms}) = 62.4 \text{ ms}$$

nicht überschreiten. Man kann davon ausgehen, dass die Übermittlungszeiten in lokalen Netzwerken nicht größer als 62.4 ms sind.

Abschätzung von T_{EE} bei PC-Telefon-Kommunikation

Um die Sprachkommunikation zwischen IP-Telefonen und Telefonen am Telefonnetz (PSTN) bzw. am ISDN zu ermöglichen, werden die VoIP-Systeme mit PSTN und ISDN integriert. Die Ende-zu-Ende-Verzögerung T_{EE} der Sprachsignale bei einer Verbindung zwischen einem IP-Telefon und einem klassischen Telefon – also bei der *PC-Telefon-Kommunikation* – bestimmt die Qualität des Telefongesprächs. Abbildung 4.1-3 soll eine Hilfe zur Abschätzung von T_{EE} bei dieser Kommunikation geben.

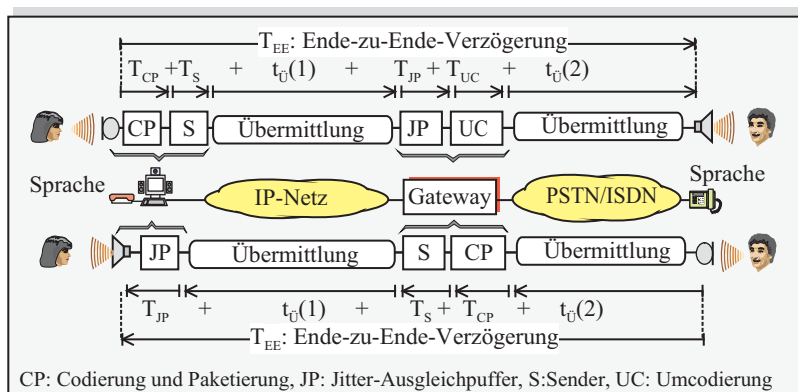


Abb. 4.1-3: Ende-zu-Ende-Verzögerung bei der PC-Telefon-Kommunikation
 $t_U(1)$, $t_U(2)$: Übermittlungszeit entsprechend im IP-Netz und PSTN/ISDN

Bei der Übermittlung der Sprache vom IP-Telefon am IP-Netz zum Telefon am PSTN/ISDN werden die IP-Pakete mit Sprache im Jitter-Ausgleichspuffer im (VoIP-)Gateway über die Zeit T_{JP} zwischengespeichert. Damit erreicht man, dass die IP-Pakete mit Sprache an den Umcodierer in regelmäßigen Zeitabständen übergeben werden können. Er erzeugt einen kontinuierlichen Bitstrom mit 64 kbit/s und kann hierbei eine kleine Verzögerung T_{UC} verursachen. Die Ende-zu-Ende-Verzögerung T_{EE} kann als Summe der Verzögerung bei VoIP, d.h. $T_{CP} + T_S + t_U(1) + T_{JP}$ (vgl. Abb. 4.1-2), der Verzögerung T_{UC} durch die Umcodierung und der Übermittlungszeit $t_U(2)$ im PSTN/ISDN dargestellt werden.

*Vom IP-
Telefon zum
klassischen
Telefon*

Das PSTN/ISDN als Quelle eines digitalen Sprachsignals liefert das Sprachsignal bereits mit einer Verzögerung $t_U(2)$. Die Verzögerung bei VoIP lässt sich dann nach den gleichen Prinzipien wie die Ende-zu-Ende-Verzögerung T_{EE} bei der PC-PC-Kommunikation ermitteln (vgl. Abb. 4.1-2).

*Vom klassi-
schen Tele-
fon zum
IP-Telefon*

4.1.3 Übermittlungszeit über ein IP-Netz

Bei den bisherigen Betrachtungen wurde nur angenommen, dass die Übermittlung der IP-Pakete über ein IP-Netz mit einem Zeitaufwand verbunden ist (vgl. Abb. 4.1-2 und 4.1-3). Abbildung 4.1.4 zeigt eine Zusammenstellung der wichtigsten Komponenten dieser Übermittlungszeit.

Die Übermittlungszeit t_U in einem IP-Netz wird bestimmt durch:

- *Verzögerung durch die Zwischenspeicherung:* Da über eine Leitung mehrere Paketströme übermittelt werden, müssen die IP-Pakete in Routern und Switches auf das Senden warten. Sie werden daher in Warteschlangen (Queues) eingereiht, in denen sie zufällige Zeiten verbringen.

*Einflussfak-
toren auf die
Übermitt-
lungszeit*

- *Verzögerung durch die Serialisierung*: Sie stellt den Zeitaufwand dar, der für das Aussenden eines IP-Pakets erforderlich ist (s. Abb. 4.1-1).
- *Signallaufzeit*: Um eine Strecke auf einer Leitung zu überbrücken, braucht jedes Signal eine bestimmte Zeit, die man als *Signallaufzeit* bezeichnet.

Somit setzt sich die Übermittlungszeit eines IP-Pakets in einem IP-Netz aus:

- der Summe $\tau_0 + \tau_1 + \dots + \tau_m$ von zufälligen Verzögerungen des IP-Pakets in den Warteschlangen vor einzelnen Leitungen,
- der Summe $D_0 + D_1 + \dots + D_m$ von Serialisierungsverzögerungen beim Aussenden des IP-Pakets auf einzelne Leitungen sowie
- der Summe $T_0 + T_1 + \dots + T_m$ von Signallaufzeiten während der Übertragung des IP-Pakets auf einzelnen Leitungen.

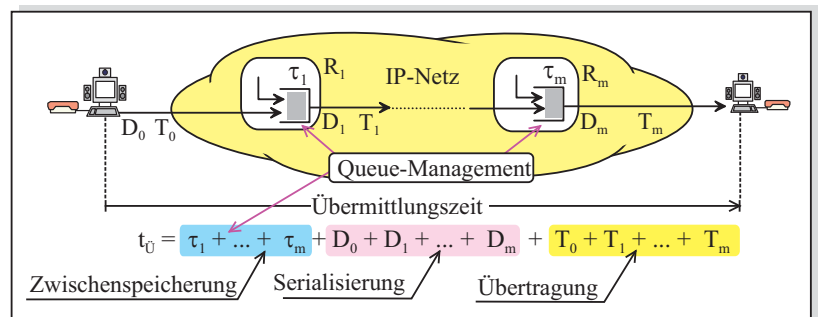


Abb. 4.1-4: Einflussfaktoren auf die Übermittlungszeit in einem IP-Netz
 R_1, \dots, R_m : Router, τ : Verzögerung durch die Zwischenspeicherung,
 D : Verzögerung durch die Serialisierung (Aussenden), T : Signallaufzeit

*Bedeutung
 von Queue
 Management*

Die Verzögerung des IP-Pakets beim Warten auf das Senden kann durch die Reservierung (z.B. nach dem Protokoll RSVP, s. Abschnitt 4.6) einer entsprechenden Bandbreite innerhalb einzelner physikalischer Leitungen verringert werden. Hierbei kommen zusätzlich spezielle Mechanismen für das Management von Warteschlangen (Queue Management, s. Abschnitt 4.5) zum Einsatz. Die Serialisierungsverzögerung ist von der Länge des IP-Pakets und der Übertragungsbitrate auf der Leitung abhängig (s. Beispiel 1 in Abschnitt 4.1.2).

*Verzögerung
 je km*

Die Signallaufzeit ist von der Entfernung abhängig und lässt sich nicht beeinflussen. Für eine grobe Abschätzung dieser Verzögerungsart wird oft der Wert von $5\mu\text{s}/\text{km}$ bzw. 1ms je 200 km angenommen.

4.1.4 Jitter-Ausgleichpuffer und Paketverluste

Wie bereits erwähnt wurde, stellt die Übermittlungszeit $t_{\bar{U}}$ eine *Zufallsvariable* dar (s. Abb. 4.1-4). Die Schwankungen der Übermittlungszeit werden als *Jitter* bezeichnet. In der Mathematik wird eine Zufallsvariable durch eine sog. *Verteilungsfunktion* genau beschrieben. Abbildung 4.1-5 illustriert die Verteilungsfunktion von $t_{\bar{U}}$.

T_{JP} als
Varianz
von $t_{\bar{U}}$

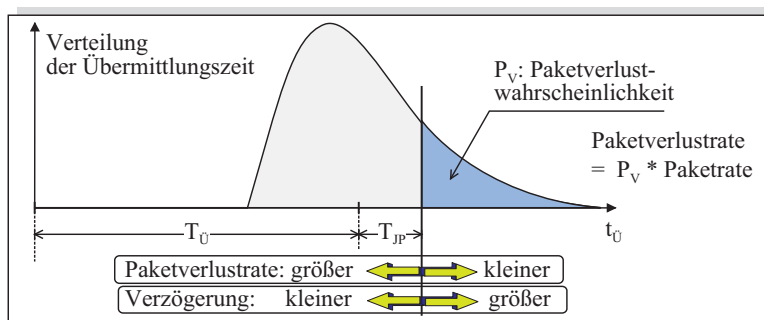


Abb. 4.1-5: Jitter-Ausgleichpuffer und Paketverluste

Der Mittelwert $T_{\bar{U}}$ gibt eine Aussage über die Größe der Übermittlungszeit im IP-Netz. Der Parameter T_{JP} als Varianz der Verteilung stellt die Zwischenspeicherungszeit im Jitter-Ausgleichpuffer (J-AP) dar.

Durch eine Zwischenspeicherung der IP-Pakete im J-AP versucht man den Zustand zu erreichen, dass alle IP-Pakete in denselben Abständen weiter übergeben werden können, in denen sie an der Quelle abgeschickt wurden.² Falls ein IP-Paket zu dem Zeitpunkt, zu dem es ausgeliefert werden soll, noch nicht eingetroffen ist, sondern erst zu einem späteren Zeitpunkt, wird es am Ziel vernichtet und gilt als verloren. Daher gibt es einen Zusammenhang zwischen der Zwischenspeicherungszeit im J-AP und Paketverlusten.

Paketverlust

Wie Abbildung 4.1-5 zeigt, stellt die Fläche unter der Verteilungsfunktion für die Werte von $t_{\bar{U}}$, die größer als $T_{\bar{U}} + T_{JP}$ sind, ein Maß für die *Paketverlustwahrscheinlichkeit* und damit auch für die *Paketverlustrate* dar. Mit den zunehmenden Werten von T_{JP} verringert sich die Paketverlustrate „auf Kosten“ der zusätzlichen Verzögerung. Mit der Reduzierung der Werte von T_{JP} verringert sich aber die Verzögerung „auf Kosten“ der Paketverluste. Daher gibt es keinen optimalen Wert von T_{JP} , sondern immer nur einen Kompromiss zwischen Verzögerung und Paketverlusten.

Verzögerung
versus Paket-
verluste

² Hierbei wird die Angabe *Timestamp* im Header von RTP-Paketen (s. Abb. 5.3-5) verwendet.

4.2 Verfahren zur Garantie von QoS-Anforderungen

Um die QoS-Anforderungen in IP-Netzen bei VoIP garantieren zu können, kommen unterschiedliche Ansätze in Frage. Hierzu gehört:

*Einsatz
in lokalen
Netzwerken*

■ Priorisierung von MAC-Frames

Den sog. *MAC-Frames (Media Access Control)* mit IP-Paketen in lokalen Netzwerken werden unterschiedliche Prioritäten zugeordnet. Damit können die MAC-Frames mit Sprache vorrangig vor den MAC-Frames mit Daten im Netzwerk behandelt werden. Die Priorisierung von MAC-Frames kann nur in lokalen Netzwerken auf Basis von Ethernet-Switches zum Einsatz kommen. Auf diesen Ansatz geht Abschnitt 4.3 ein.

*Einsatz
in Weit-
verkehrs-
netzen*

■ Priorisierung von IP-Paketen

Diese Lösung besteht darin, dass IP-Pakete mit Sprache im Vergleich zu IP-Paketen mit Daten höhere Prioritäten erhalten. Damit können IP-Pakete mit Sprache in Routern vorrangig vor IP-Paketen mit Daten behandelt werden. Weil dies eine Differenzierung der Paketströme darstellt, bezeichnet man den Ansatz als *Differentiated Services (Differenzierte Dienste, kurz DiffServ)*. DiffServ werden in Abschnitt 4.4 detaillierter beschrieben.

*Wofür
Queue-
Manage-
ment?*

■ Queue-Management

Um über eine Leitung im IP-Netz mehrere Ströme von IP-Paketen mit verschiedenen Prioritäten zu übermitteln, müssen mehrere Warteschlangen (Queues) von IP-Paketen, die auf das Aussenden warten, organisiert werden. Eine Warteschlange kann man als *Kommunikationspuffer* ansehen. Für einige Paketströme lässt sich auch eine bestimmte Bandbreite der Leitung reservieren. Dies führt dazu, dass die Warteschlangen mit den wartenden IP-Paketen entsprechend organisiert und verwaltet werden müssen. Für dieses sog. *Queue-Management* wurden verschiedene Verfahren konzipiert, die in Abschnitt 4.5 dargestellt werden.

*Bedeutung
von RSVP*

■ Reservierung von Ressourcen in IP-Netzen

Bei VoIP und Videokommunikation müssen kontinuierliche Bitströme in Form von IP-Paketen über IP-Netze übermittelt werden. Dafür können bestimmte Ressourcen im IP-Netz reserviert werden. Dies ist nach dem Protokoll RSVP (*Resource reSerVation Protocol*) möglich. Mit RSVP kann man eine gewünschte Bandbreite für eine virtuelle Verbindung reservieren. RSVP ist zwar theoretisch ein hochinteressantes Protokoll, in der Praxis hat es jedoch keine große Akzeptanz gefunden. RSVP wird in Abschnitt 4.6 näher erläutert.

■ Übermittlung der IP-Pakete im „Gänsemarsch“

Die klassischen IP-Netze funktionieren nach dem Datagramm-Prinzip. Dies bedeutet, dass man die einzelnen IP-Pakete unabhängig voneinander über das Netz transportiert (vgl. Abb. 3.2-3). Die Folge davon ist, dass die einzelnen IP-Pakete auf einer virtuellen Verbindung für VoIP über unterschiedliche Wege transportiert werden. Handelt es sich bei einer virtuellen Verbindung um eine weite Strecke, sind die Übermittlungszeiten einzelner IP-Pakete sehr unterschiedlich und breit gestreut. Daher sind die Jitter-Werte groß, und um sie auszugleichen, müssen die empfangenen IP-Pakete in einem Jitter-Ausgleichspuffer entsprechend lang zwischengespeichert werden. Falls die Zwischenspeicherungszeit im Jitter-Ausgleichspuffer zu kurz ist, führt sie zur Steigerung der Paketverlustrate (vgl. Abb. 4.1-5).

Situation in klassischen IP-Netzen

Ein Ausweg aus dem eben geschilderten Dilemma ist dadurch möglich, dass man vor der Übermittlung der IP-Pakete auf einer virtuellen Verbindung zuerst eine optimale Route zum Ziel findet und danach alle IP-Pakete über diese optimale Route im „Gänsemarsch“ übermittelt. Die Vorteile sind offensichtlich: Die Reihenfolge der IP-Pakete wird garantiert, und alle IP-Pakete legen den gleichen physikalischen Weg über das Netz zurück, sodass auch die Jitter-Werte reduziert werden. Diesen Ansatz bezeichnet man als MPLS (*Multi-Protocol Label Switching*). MPLS wird hauptsächlich in Weitverkehrsnetzen eingesetzt. Eine fundierte Beschreibung von MPLS enthält [BaHo 07]. Für weitere Informationen über MPLS sei auf die Webquellen [Web 04] verwiesen.

Übermittlung der IP-Pakete nach optimaler Route

4.3 Priorisierung von MAC-Frames

In lokalen Netzwerken auf Basis der Ethernet-Technik kann die QoS-Unterstützung bei VoIP durch die Vergabe verschiedener Prioritäten für sog. *MAC-Frames* (*Media Access Control*) erfolgen. Einen MAC-Frame kann man als Umschlag für die Übermittlung der IP-Pakete ansehen. Die *Priorisierung von MAC-Frames* bzw. *Layer-2-Priorisierung* wird in Abbildung 4.3-1 dargestellt.

Wie die MAC-Frames priorisiert werden können, beschreiben die Standards IEEE 802.1p und IEEE 802.1Q. Nach diesen Standards kann ein VLAN-Tag in den MAC-Header eingebettet werden. Dieser Tag wurde konzipiert, um sog. *Virtual Local Area Networks* (kurz *VLANs*) zu bilden. Im VLAN-Tag sind drei Bits als *User Priority* enthalten, die man zur Priorisierung von MAC-Frames verwenden kann. Den MAC-Frames mit Sprache wird eine höhere Priorität im Vergleich zu den MAC-Frames als denen mit Daten zugewiesen. Damit werden sie in Layer-2-Switches, d.h. in Ethernet-Switches, im lokalen Netzwerk vorrangig behandelt und ihre Übermittlungszeit reduziert.

VLAN-Tag mit Angabe der Priorität

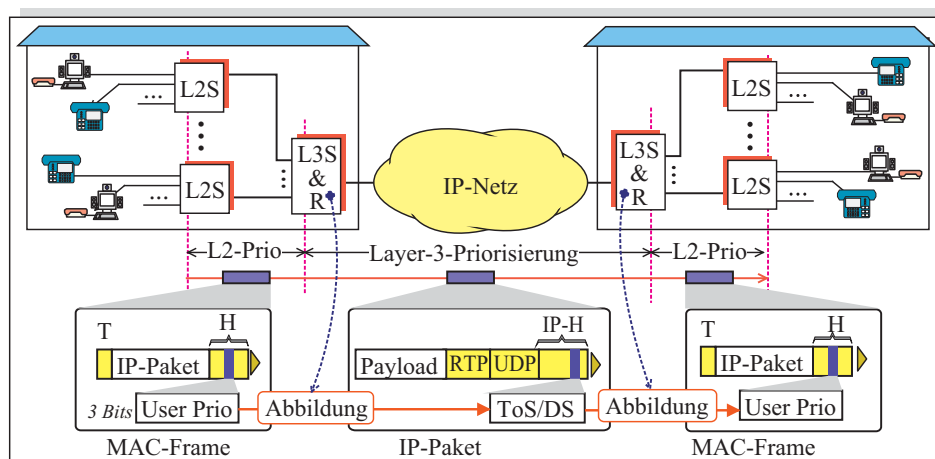


Abb. 4.3-1: Beispiel für eine Anwendung der Priorisierung von MAC-Frames
 DS: Differentiated Services, H: MAC-Header, T: MAC-Trailer, IP-H: IP-Header,
 L2-Prio: Layer-2-Priorisierung, LxS: Layer-x-Switch, R: Router, ToS: Type of Service

Sollte eine Kommunikation über ein IP-Netz erfolgen, in dem die Layer-3-Priorisierung unterstützt wird, kann die Priorität vom MAC-Frame auf die Priorität des IP-Pakets abgebildet werden. Einen derartigen Fall illustriert Abbildung 4.3-1. Die Priorität des IP-Pakets wird in seinem Header entweder im Feld ToS (*Type of Service*) oder im Feld DS (*Differentiated Services*) eingetragen (s. auch Abb. 3.3-1). Soll ein priorisiertes und von „außen“ eintreffendes IP-Paket im lokalen Netzwerk übermittelt werden, lässt sich seine Priorität auf die Priorität des MAC-Frame abbilden. Eine derartige Abbildung von Prioritäten unterstützen Netzwerkkomponenten namhafter Hersteller.

4.4 Differentiated Services

*DiffServ als
 Priorisierung von
 IP-Paketen*

Um die QoS-Anforderungen bei VoIP zu erfüllen, müssen die Ströme von IP-Paketen mit Sprache im IP-Netz mit einer höheren Priorität als IP-Pakete mit Daten behandelt werden. Dies führt zur Differenzierung der übertragenen Datenströme, sodass man von *Differentiated Services*, kurz *DiffServ* (*DS*), spricht. DiffServ wurden im IETF-Dokument RFC 2474 spezifiziert.³ Wie Abbildung 4.4-1 zeigt, wird bei DiffServ ein spezielles Feld, das sog. *DS-Feld*, definiert, um die zu übertragenden IP-Pakete entsprechend differenzieren zu können.

Das DS-Feld kann im Header des Protokolls IP sowohl in der Version 4 (IPv4) als auch in der Version 6 (IPv6) eingekapselt werden.

³ Die Spezifikation von DiffServ in RFC 2474 wurde inzwischen durch RFCs 3168 und 3260 etwas modifiziert.

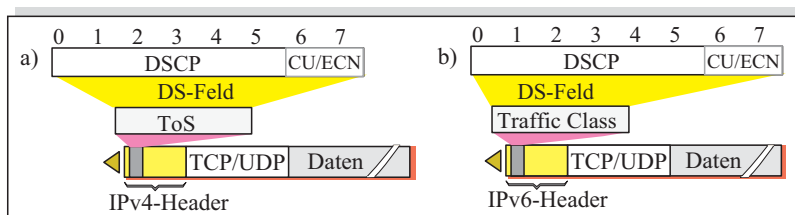


Abb. 4.4-1: Angabe für die Differenzierung von: a) IPv4-Paketen, b) IPv6-Paketen
ToS: Type of Service, DSCP: DiffServ Codepoint, CU: Currently Unused ⁴

Für die Realisierung von DiffServ bei IPv4 wird das ToS-Feld (*Type of Service*) im IPv4-Header genutzt. Wie in Abbildung 4.4-1a ersichtlich ist, wird dabei das ToS-Feld im IPv4-Header durch das DS-Feld ersetzt. DSCP (*DiffServ Code Point*) im DS-Feld kann man als Priorität des Pakets ansehen.

*DiffServ
bei IPv4*

Bei IPv6 wurde zuerst das Feld *Traffic Class* im Header vorgesehen, um die IPv6-Pakete verschiedenen Verkehrsklassen zuordnen zu können. Dieser Ansatz war mit dem DiffServ-Konzept vergleichbar. Weil aber DiffServ bei IPv4 schnell breite Akzeptanz fand, wurde DiffServ auch bei IPv6 in der gleichen Form realisiert. Somit wird das Feld *Traffic Class* im IPv6-Header durch das DS-Feld ersetzt (Abb. 4.4-1b).

*DiffServ
bei IPv6*

4.4.1 Differenzierung der IP-Pakete

Die Markierung der IP-Pakete für die Klassifizierung nach DiffServ durch das Setzen von DSCP-Bits im DS-Feld übernimmt entweder eine Applikation im Quellrechner oder ein Router am Eingang zu einem Transitnetz. Die Klassifizierung kann nach Quell- und Ziel-IP-Adressen oder nach dem Transportprotokoll (TCP, UDP) bzw. nach der Nummer des Ziel-Ports (d.h. nach der Applikation) erfolgen.

*Klassifizierung der
IP-Pakete*

Zur Klassifikation von Strömen von IP-Paketen dienen die ersten 6 Bits im DS-Feld, die man als *DSCP* bezeichnet. Die IP-Pakete mit gleichem DSCP-Wert bilden einen Strom von IP-Paketen, der auf die gleiche Weise im Netz behandelt wird. Durch DSCP kann man einerseits den zu übertragenden IP-Paketen theoretisch bis zu 64 verschiedene Prioritäten vergeben; andererseits stellen die bestehenden Transportnetze (wie z.B. ATM-Netze) nur bestimmte Netzdienste zur Verfügung, weshalb in der Praxis nur wenige Dienstklassen und somit auch Prioritätsklassen unterstützt werden.

Man muss daher angeben, nach welchen Netzdiensten die IP-Pakete mit gleichen DSCP-Werten transportiert werden sollen. Liegt beispielsweise ein IP-

Behandlungsklassen

⁴ Nach RFC 2474 werden diese Bits nicht verwendet. Gemäß RFC 3168 sollen sie für die Überlastkontrolle nach dem Verfahren ECN (*Explicit Congestion Notification*) verwendet werden.

Paket mit DSCP = x zum Senden vor, muss irgendwo ablesbar sein, nach welchem Dienst im Transportnetz dieses IP-Paket übermittelt werden soll. Die Art der Behandlung der IP-Pakete in einem Transportnetz bestimmen wiederum die Dienste in diesem Netz. Um die Behandlung der IP-Pakete bei DiffServ zu spezifizieren, werden die *Behandlungsklassen*, sog. *Per Hop Behaviours* (PHB), eingeführt. Wie Abbildung 4.4-2 zeigt, ordnet man oft mehrere DSCP-Werte einer Behandlungsklasse zu.

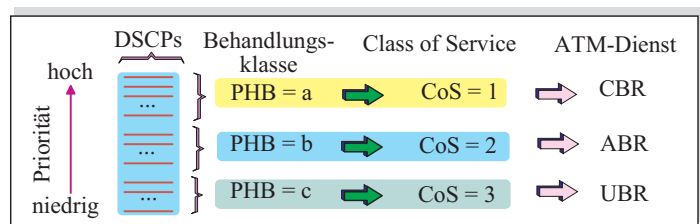


Abb. 4.4-2: Behandlungsklassen von IP-Paketen und Netzdienste
 A/C/UBR: Available/Constant/Unspecified Bit Rate
 ATM: Asynchronous Transfer Mode

Anhand von DSCP im IP-Paket wird entschieden, welche PHB darauf anwendbar sind. Ein PHB-Wert entspricht einer Dienstklasse CoS (*Class of Service*) eines Übermittlungsnetzes. Wie Abbildung 4.4-2 zeigt, bestimmt ein PHB-Wert einen Dienst in einem Übermittlungsnetz (wie z.B. ATM-Netz), nach dem die Übermittlung der IP-Pakete erfolgen soll.

*Zuordnungen
 DSCP-to-
 CoS*

Da die PHB-Werte als Identifikationen der Netzdienste (d.h. von CoS) dienen, müssen die Router in IP-Netzen eine Tabelle mit der Zuordnung

DSCP-Wert (e) \Rightarrow PHB-Wert

enthalten, um die Dienstklasse CoS zu bestimmen. Aus dieser Tabelle resultieren die Zuordnungen

DSCP-Wert (e) \Rightarrow CoS = x (x = 1, 2, ...).

PHB bestimmt das Verhalten eines Routers beim Weiterleiten von IP-Paketen unter Berücksichtigung des DSCP-Wertes. Anhand von DSCP im IP-Paket entscheidet ein Router, welcher PHB (d.h. welcher Dienst im Übermittlungsnetz) angewandt werden soll. Jedem DSCP-Wert entspricht genau ein PHB-Wert.

4.4.2 DiffServ-Domäne und -Region

*DiffServ-
 Domäne*

DiffServ wurden entwickelt, um die QoS-Anforderungen in Backbone- bzw. Transit-IP-Netzen zu gewährleisten. Ein IP-Netz mit DiffServ, das eine administrative Einheit darstellt, wie z.B. in einem Unternehmen bzw. bei einem Network Service Provider (NSP), wird als *DiffServ-Domäne* (bzw. *DiffServ-*

Domain) bezeichnet. Abbildung 4.4-3 zeigt eine DiffServ-Domäne, über die zwei IP-Netze eines Unternehmens verbunden werden. Zwischen dem Unternehmen und dem NSP wurde ein Vertrag abgeschlossen, in dem die Art und Weise der QoS-Unterstützung in Form eines SLA (*Service Level Agreement*) festgelegt wurde.

In jeder DiffServ-Domäne sind folgende Typen von Routern, je nach der „Stelle“ in der DS-Domäne, zu unterscheiden: *Eingangs-Router (Ingress Router)*, *Interner Router (Interior Router)* und *Ausgangs-Router (Egress Router)*. Die Aufgaben eines Routers bei der QoS-Unterstützung nach DiffServ sind von seinem Typ anhängig. Dies bringt Abbildung 4.4-3 zum Ausdruck.

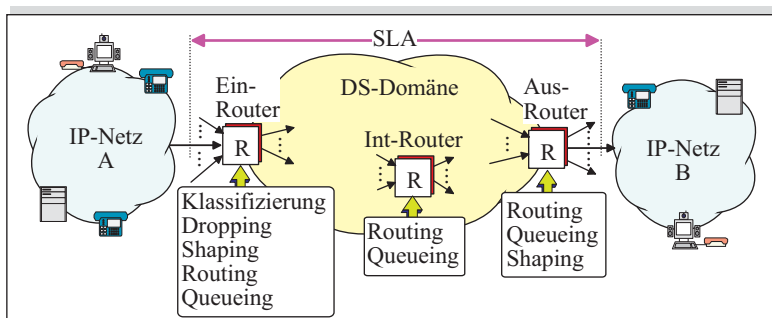


Abb. 4.4-3: DiffServ-Domäne und Funktionen von Routern (R)
Ein/Int/Aus-Router: Eingangs-/Interner/Ausgangs-Router

In einem Eingangs-Router kann man die eintreffenden IP-Pakete zuerst klassifizieren, sodass mehrere Klassen von IP-Paketen entstehen. Jede Klasse wird mit einer Angabe im DS-Feld markiert (s. Abb. 4.4-1). Für jede Klasse von IP-Paketen kontrolliert man die mittlere Anzahl der Pakete pro festgelegter Zeiteinheit, sodass die durchschnittliche Datenrate geschätzt wird. Falls diese Datenrate die vereinbarte Datenrate (Bandbreite) überschreitet, werden einige IP-Pakete aus dieser Klasse am Netzeingang entweder direkt verworfen (*Dropping*) bzw. kurz verzögert und danach weitergeleitet (*Shaping*). Auf diese Weise realisiert man eine *Zulassungskontrolle*, um die für eine Klasse von IP-Paketen vereinbarte Bandbreite nicht zu überschreiten.

Eingangs-Router

In Transit-Routern findet keine Zulassungskontrolle statt. Nach dem Routing werden die IP-Pakete zum Absenden gemäß ihrer Klasse in eine Warteschlange vor einer Leitung eingereiht (*Queueing*).

Transit-Router

In Ausgangs-Routern lässt sich im Vergleich zu den Transit-Routern zusätzlich der Datenverkehr entsprechend formen (*Shaping*). Beispielsweise kann das Shaping des Datenverkehrs im Ausgangs-Router durch den Einsatz eines Jitter-Ausgleichspuffers (s. Abb.5.6-1) dazu führen, dass die IP-Pakete in gleichen Zeitabständen abgeschickt werden.

Ausgangs-Router

DiffServ-Region

Eine Vernetzung von mehreren DiffServ-Domänen bildet eine *DiffServ-Region*. Dies illustriert Abbildung 4.4-4. Soll die Kommunikation über eine DiffServ-Region erfolgen, müssen die QoS-Anforderungen gleichzeitig in mehreren DiffServ-Domänen erfüllt werden. Somit spricht man von *Ende-zu-Ende-QoS*.

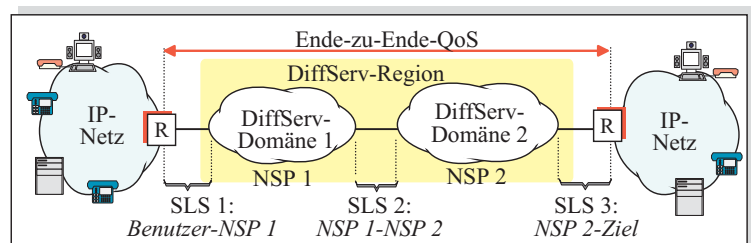


Abb. 4.4-4: Veranschaulichung einer DiffServ-Region
NSP: Network Service Provider, SLS: Service Level Specification

Werden Quelle und Ziel an verschiedenen DiffServ-Domänen „angeschlossen“, muss jeder NSP mit seinem Nachbar-NSP bestimmte technische Vereinbarungen in Form von SLA treffen, um die Art und Weise der Unterstützung der gewünschten QoS-Anforderungen festzulegen.

Falls die Kommunikation über ein IP-Teilnetz verläuft, in dem keine DiffServ unterstützt werden, können die QoS-Anforderungen an der gesamten Ende-zu-Ende-„Strecke“ nicht erfüllt werden.

Für weitere Informationen über DiffServ sei auf [Web 03] verwiesen.

4.5 Queue-Management

Was ist Queue-Management ?

Die zu übertragenden IP-Pakete müssen in der Regel vor der Leitung auf das Aussenden warten. Daher müssen sie temporär gespeichert werden. Hierfür werden im Speicher entsprechende Warteschlangen (sog. *Queues*) organisiert, sodass man auch vom *Queueing* in IP-Netzen spricht. Da IP-Pakete mit Sprache oder Video in Netzknoten vorrangig zu behandeln sind, benötigt man mehrere Warteschlangen, die entsprechend verwaltet werden müssen. Unter dem Begriff *Queue-Management* fasst man unterschiedliche Verfahren zusammen, die bestimmen, wie die Warteschlangen der zu sendenden IP-Pakete organisiert und die einzelnen Warteschlangen „bedient“ werden.

Bemerkung: *Queue-Management* tritt nicht nur in IP-Netzen auf, sondern auch in anderen Netzen mit Paketvermittlung. Mit Queue-Management hat man auch in Rechnerbetriebssystemen zu tun, wo die einzelnen Aufgaben (sog. Tasks) auf den Prozessor warten müssen.

Um mehrere Ströme von IP-Paketen über eine Leitung zu übermitteln, wird ein Multiplexer eingesetzt. Von großer Bedeutung in IP-Netzen sind sog. *statistische Multiplexer*, in denen die empfangenen IP-Pakete temporär gespeichert werden. Bildet man mehrere Klassen von IP-Paketen nach bestimmten Kriterien, muss man auch mehrere Warteschlangen organisieren. Wie Abbildung 4.5-1 zeigt, findet in einem Multiplexer ein Queue-Management statt.

Queue-Management im Multiplexer

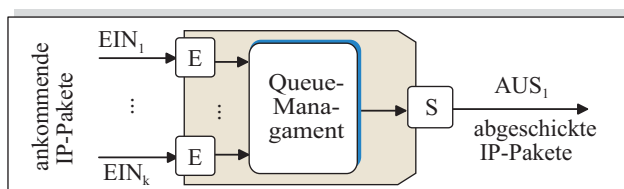


Abb. 4.5-1: Queue-Management in einem Multiplexer
EIN/AUS: Ein/Ausgangsleitung, E: Empfänger, S: Sender

Im IP-Netzknoten (Switch, Router) findet Queue-Management immer vor Ausgangsleitungen statt. Dies veranschaulicht Abbildung 4.5-2.

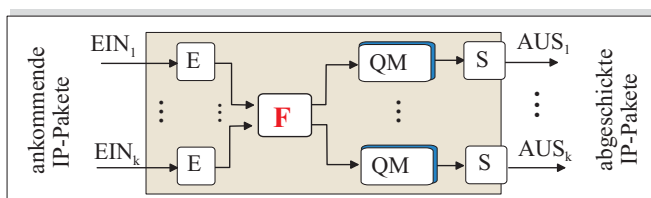


Abb. 4.5-2: Queue-Management (QM) im IP-Netzknoten vor Ausgangsleitungen
EIN/AUS: Ein/Ausgangsleitung, E: Empfänger, F: Forwarding, S: Sender

Die in einem IP-Netzknoten empfangenen IP-Pakete werden zum Modul übergeben, wo sie zu einer Ausgangsleitung weitergeleitet werden. Dieses Modul wird im Allgemeinen als *Forwarder* bezeichnet und realisiert in einem Switch das Switching bzw. in einem Router das Routing. Diese beiden Funktionen bestehen in der Weiterleitung von empfangenen IP-Paketen an die in ihnen enthaltenen Ziel-IP-Adressen.

Abbildung 4.5-3 zeigt die Struktur eines Queue-Management-Systems. Beim Queue-Management unterscheidet man folgende Funktionen:

Funktionen bei Queue-Management

- **Klassifizierung:** Die zu sendenden IP-Pakete werden im Klassifizierer nach bestimmten Kriterien klassifiziert. Als Kriterium kann z.B. der Ziel-Port (d.h. die Anwendung) und/oder die Ziel-IP-Adresse verwendet werden.
- **Queueing:** Die einer bestimmten Klasse zugeordneten IP-Pakete werden in die dieser Klasse zugeordnete Warteschlange eingereiht.

- *Scheduling*: Hierbei handelt es sich um die Regel, nach der die IP-Pakete aus den einzelnen Queues zum Senden übergeben werden. Das Scheduling ist der eigentliche Kern des Queue-Managements.

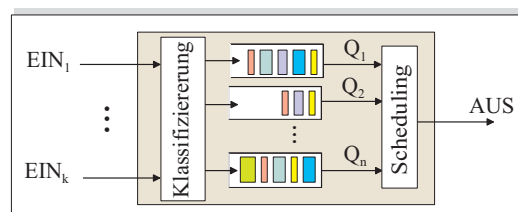


Abb. 4.5-3: Struktur eines Queue-Management-Systems
EIN/AUS: Ein/Ausgangsleitung, Q: Warteschlange (Queue)

Queue-Management-Verfahren

Es werden u.a. folgende Verfahren bei Queue-Management verwendet:

- *FIFO (First In First Out)*: Hierbei handelt es sich um die einfachste Lösung, bei der man die empfangenen IP-Pakete nicht klassifiziert. Sie werden in der Reihenfolge gesendet, in der sie empfangen wurden. FIFO hat bei VoIP keine Bedeutung.
- *PQ (Priority Queueing)*: Nach PQ werden die empfangenen IP-Pakete zuerst klassifiziert und anschließend bestimmte Prioritäten den einzelnen Klassen zugeordnet.
- *CQ (Custom Queueing)*: Dieses Verfahren ermöglicht, mehrere Warteschlangen so zu organisieren, dass sie zyklisch nach einer festgelegten Reihenfolge geleert werden.
- *CBQ (Class-Based Queueing)*: Die ankommenden IP-Pakete ordnet man verschiedenen Klassen zu.
- *FQ (Fair Queueing)*: Nach diesem Verfahren werden die einzelnen IP-Pakete aus mehreren Paketströmen in der gleichen Reihenfolge bedient, in der sie eingetroffen sind. Alle Paketströme werden gleich behandelt.
- *WFQ (Weighted Fair Queueing)*: Im Vergleich zu FQ werden die einzelnen Paketströme bei diesem Verfahren nicht gleich behandelt.
- *CBWFQ (Class-based Weighted Fair Queueing)*: Dies ist eine Erweiterung des WFQ-Verfahrens.

Durch den Einsatz diverser Queue-Management-Verfahren ist es möglich, QoS-Anforderungen besser zu erfüllen. Auf die wichtigsten Verfahren gehen wir nun näher ein.

4.5.1 Priority Queueing

Beim *Priority Queueing* (PQ) werden mehrere Warteschlangen (Queues) vor einer Ausgangsleitung gebildet, die man als Kommunikationspuffer ansehen kann. Abbildung 4.5-4 illustriert das Prinzip von PQ am Beispiel eines Multiplexers. Hier werden mehrere Ströme von (IP-)Paketen über eine Ausgangsleitung übermittelt. Die empfangenen IP-Pakete werden zuerst im Klassifizierer nach bestimmten Kriterien klassifiziert und anschließend in der Reihenfolge, in der sie empfangen wurden, zum Senden in eine Warteschlange eingereiht.

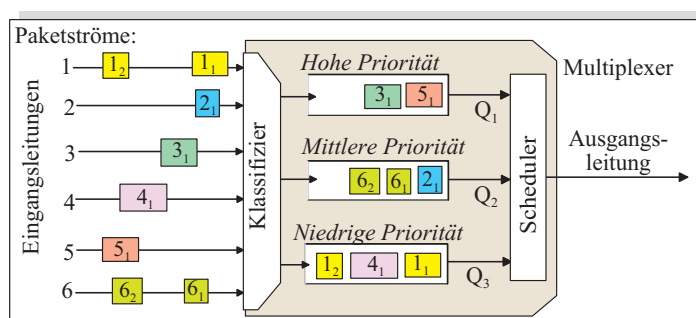


Abb. 4.5-4: Priority Queueing in einem Multiplexer
Q: Warteschlange (Queue) nach dem FIFO-Prinzip

Bei PQ werden in der Regel drei Warteschlangen Q_1 , Q_2 und Q_3 organisiert, die in einer Hierarchie zueinander stehen, nach der sie bedient werden. Diese Warteschlangen „bedient“ man nach dem FIFO-Prinzip. Dabei werden folgende Prioritätsstufen gebildet:

- hohe Priorität (High Priority)
- mittlere Priorität (Medium Priority)
- niedrige Priorität (Low Priority)

Die Aufgabe des Schedulers besteht darin, die in den Warteschlangen „wartenden“ Pakete zum Senden zu übergeben. Die Warteschlange Q_1 hat die höchste Priorität und wird zuerst bedient. Ist Q_1 leer, wird Q_2 mit mittlerer Priorität bedient, falls sie nicht leer ist. Sind beide Q_1 und Q_2 leer, dann kann man Q_3 mit niedriger Priorität bedienen.

Ein wesentlicher Vorteil von PQ ist das Aufteilen des Datenverkehrs in bestimmte Klassen, um zu garantieren, dass die IP-Pakete mit Sprache früher als IP-Pakete mit Daten weitergeleitet werden. Falls viele IP-Pakete mit höheren Prioritäten ankommen, müssen IP-Pakete mit niedrigerer Priorität lange auf das Absenden warten. Ist die Leitung mit Paketen höherer Priorität ausgelastet, kann dies dazu führen, dass die Pakete aus den Warteschlangen mit geringeren Prioritäten nie gesendet werden. Dies ist der Nachteil von PQ.

4.5.2 Custom Queueing

Nach *Custom Queueing* (CQ) werden mehrere Warteschlangen vor einer Ausgangsleitung organisiert, von denen jede nach dem FIFO-Prinzip funktioniert. CQ wird hauptsächlich in den IP-Netzen verwendet, die Systemkomponenten der Firma Cisco einsetzen. Für das gleiche Queue-Management-Konzept verwendet man auf den Gebieten Netzwerke und Rechnersysteme auch die Begriffe CBQ (*Class-Based Queueing*) und WRR (*Weighted Round Robin*).

Abbildung 4.5-5 illustriert CQ am Beispiel eines Multiplexers. Hier werden die empfangenen IP-Pakete zuerst im Klassifizierer nach bestimmten Kriterien klassifiziert und zum Senden in eine Warteschlange eingereiht. Bei CQ werden mehrere Warteschlangen organisiert, die von einem Scheduler zyklisch und nacheinander abgearbeitet werden. Man bezeichnet ein derartiges Scheduling-Prinzip als *Round Robin*.

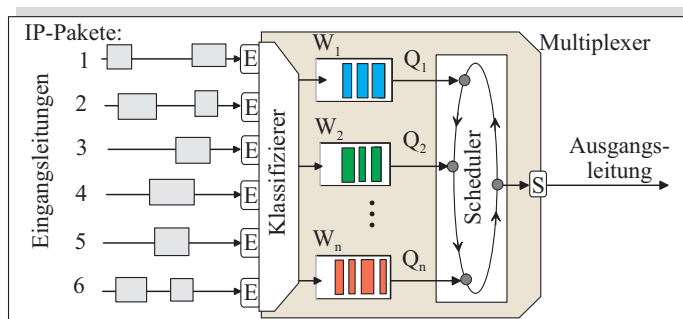


Abb. 4.5-5: Einsatz von Custom Queueing in einem Multiplexer
E: Empfänger, S: Sender, Q: Warteschlange (Queue), W_i : Gewichtung von Q_i

Jeder Warteschlange Q_i , $i = 1, \dots, n$, wird eine Gewichtung (*Weight*) W_i zugeordnet, die oft den Teil der Bandbreite der Leitung repräsentiert, der dieser Warteschlange garantiert werden soll. Die Gewichtung W_i kann entweder in die Anzahl BC_i (*Byte-Count*) von Bytes bzw. in die Anzahl P_i von Paketen umgerechnet werden, die der Scheduler in jeder Runde (in jedem Zyklus) aus der Warteschlange Q_i , zum Senden übergeben soll.

Bei CQ springt der Scheduler von einer Warteschlange zur anderen und übergibt aus der Warteschlange Q_i eine entsprechende Anzahl von Paketen zum Senden, die aus der Gewichtung W_i abgeleitet wird. In Überlastsituationen stellt CQ sicher, dass jede Warteschlange nur den vereinbarten Anteil von der Bandbreite der Leitung erhält.

Beispiel 1: Über eine Leitung mit der Bandbreite B werden drei verschiedene Ströme von IP-Paketen übertragen. Diesen Paketströmen sollen folgende Teile der Bandbreite B der Leitung zugewiesen werden:

- $0.5B$ dem Paketstrom 1,

- 0.25B dem Paketstrom 2 und
- 0.25B dem Paketstrom 3.

Es wird angenommen, dass die Länge der IP-Pakete in allen Paketströmen konstant und identisch ist. Die Zuteilung der Bandbreite zu den einzelnen Paketströmen soll nach CQ realisiert werden. Hierfür wird der Warteschlange Q_i ($i = 1, 2, 3$) eine Gewichtung W_i zugeordnet, die dem Teil der Bandbreite der Leitung entspricht, die für Q_i garantiert werden soll. Wie Abbildung 4.5-6 zeigt, werden die Werte $W_1 = 0.5$, $W_2 = 0.25$ und $W_3 = 0.25$ den Warteschlangen Q_1 , Q_2 und Q_3 zugeordnet.

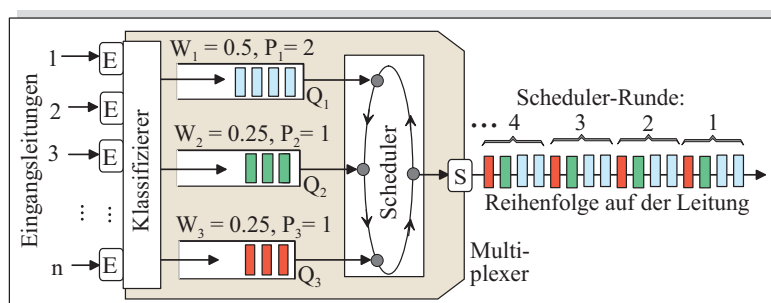


Abb. 4.5-6: CQ für Aufteilung der Bandbreite B auf drei Teile: $0.5B$, $0.25B$ und $0.25B$

Die Länge der Pakete ist konstant.

E: Empfänger, S: Sender, Q: Warteschlange (Queue), W_i : Gewichtung von Q_i

Für den Scheduler müssen die Zahlen P_1 , P_2 und P_3 angegeben werden, d.h. die Anzahl von Paketen, die er in jeder Runde aus Q_1 , Q_2 und Q_3 zum Senden übergeben muss. Da die Länge der Pakete in allen Paketströmen konstant und gleich ist, können die Zahlen P_1 , P_2 und P_3 wie folgt errechnet werden:

Dividiere die Gewichtung (d.h. den Teil der Bandbreite der Leitung) durch die kleinste Gewichtung. Danach sollen (nach Bedarf) die einzelnen Resultate zu ganzen Zahlen aufgerundet werden. Für die einzelnen Warteschlangen ergeben sich nun folgende Zahlen:

- Q_1 : $0.5/0.25 = 2 = P_1$
- Q_2 : $0.25/0.25 = 1 = P_2$
- Q_3 : $0.25/0.25 = 1 = P_3$

In jeder Runde des Schedulers sollen somit 2 Pakete aus Q_1 , 1 Paket aus Q_2 und 1 Paket aus Q_3 zum Senden übergeben werden.

Beispiel 2: Es wird angenommen, dass die Bandbreite B einer Leitung wie im Beispiel 1 aufgeteilt werden soll, und dass die Länge der IP-Pakete in allen Paketströmen variabel ist. Die mittlere Länge der IP-Pakete beträgt: 500 Bytes im Paketstrom 1, 300 Bytes im Paketstrom 2 und 100 Bytes im Paketstrom 3. Die Zuteilung der Bandbreite zu den einzelnen Paketströmen soll nach CQ realisiert werden.

Wie Abbildung 4.5-7 zeigt, werden folgende Werte $W_1 = 0.5$, $W_2 = 0.25$ und $W_3 = 0.25$ entsprechend Q_1 , Q_2 und Q_3 zugeordnet (vgl. Abb. 4.5-6). Für den Scheduler müssen noch die Zahlen P_1 , P_2 und P_3 angegeben werden, d.h. die Anzahl der Pakete, die er aus den einzelnen Warteschlangen in jeder Runde zum Senden übergeben soll. Die Berechnung der Angaben P_1 , P_2 und P_3 erfolgt in den folgenden Schritten:

1. Berechne das Verhältnis der maximalen mittleren Paketlänge zu den mittleren Paketlängen in den einzelnen Paketströmen:
 - Paketstrom 1: $500/500 = 1$

- Paketstrom 2: $500/300 = 1.65$
- Paketstrom 3: $500/100 = 5$

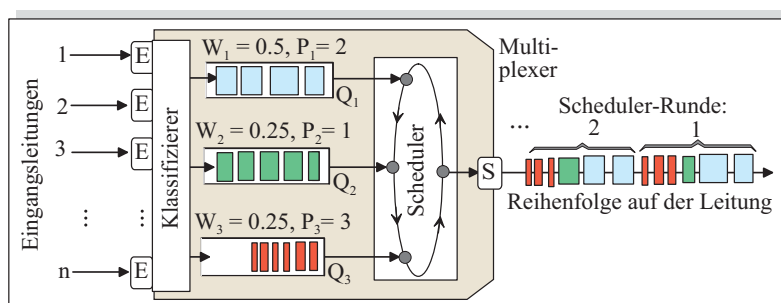


Abb. 4.5-7: CQ für Aufteilung der Bandbreite B auf drei Teile: 0.5B, 0.25B und 0.25B
Die mittlere Länge der Pakete einzelner Paketströme ist nicht gleich.
E: Empfänger, S: Sender, Q: Warteschlange (Queue), W_i : Gewichtung von Q_i

- Multipliziere das im Schritt 1 errechnete Verhältnis mit dem Anteil der Bandbreite, den man den einzelnen Paketströmen zuteilen möchte:
 - Paketstrom 1: $0.50 * 1 = 0.50$
 - Paketstrom 2: $0.25 * 1.65 = 0.4175$
 - Paketstrom 3: $0.25 * 5 = 1.25$
- Die im Schritt 2 errechneten Werte werden normalisiert. Sie werden nun durch den kleinsten Wert dividiert. Danach werden die Ergebnisse zu ganzen Zahlen aufgerundet.
 - Paketstrom 1: $0.5/0.4175 = 1.19 \Rightarrow 2 (P1)$
 - Paketstrom 2: $0.4175/0.4175 = 1 \Rightarrow 1 (P2)$
 - Paketstrom 3: $1.25/0.4175 = 2.99 \Rightarrow 3 (P3)$

Die im Schritt 3 errechneten Werte P_1 , P_2 und P_3 ergeben die Anzahl der Pakete, die aus den einzelnen Warteschlangen in jeder Scheduler-Runde zum Senden übergeben werden sollen. Es werden 2 Pakete aus Q_1 , 1 Paket aus Q_2 und 3 Pakete aus Q_3 in jeder Scheduler-Runde zum Senden übergeben (Abb. 4.5-7).

Bemerkung: In einigen Routern muss die Anzahl von Bytes angegeben werden, die in jeder Scheduler-Runde aus den einzelnen Warteschlangen zum Senden übergeben werden soll.

CQ und Aufteilung der Bandbreite

Bei CQ werden die zu sendenden Pakete zuerst klassifiziert und für jede Klasse von Paketen wird eine Warteschlange organisiert. Jeder Klasse kann hierbei eine bestimmte Bandbreite einer Leitung garantiert werden. Somit eignet sich CQ gut für Anwendungen, bei denen die Bandbreite einer Leitung auf mehrere Ströme von Paketen aufgeteilt werden soll. Eine bestimmte Bandbreite einer Leitung kann einer Klasse von Paketen aber nur (genau!) dann garantiert werden, wenn die Länge der Pakete aller Klassen konstant und gleich ist (vgl. Abb. 4.5-6). Ist die Länge der Pakete der einzelnen Klassen variabel, so lässt sich die Bandbreite der Leitung nur dann aufteilen, wenn die mittlere Länge der Pakete jeder Klasse bekannt ist. Die Aufteilung der Bandbreite erfolgt (statistisch gesehen) nur nach dem Mittelwert (vgl. Abb. 4.5-7).

4.5.3 Fair Queueing

Fair Queueing (FQ) ermöglicht es, in IP-Netzen einige Ressourcen (wie z.B. die Bandbreite von Leitungen) zwischen mehreren Klassen von Anforderungen gerecht (fair) aufzuteilen. Bei FQ werden mehrere Warteschlangen vor den gewünschten Ressourcen gebildet. FQ wird oft in IP-Netzen verwendet. Abbildung 4.5-8 illustriert den Einsatz von FQ in einem Multiplexer.

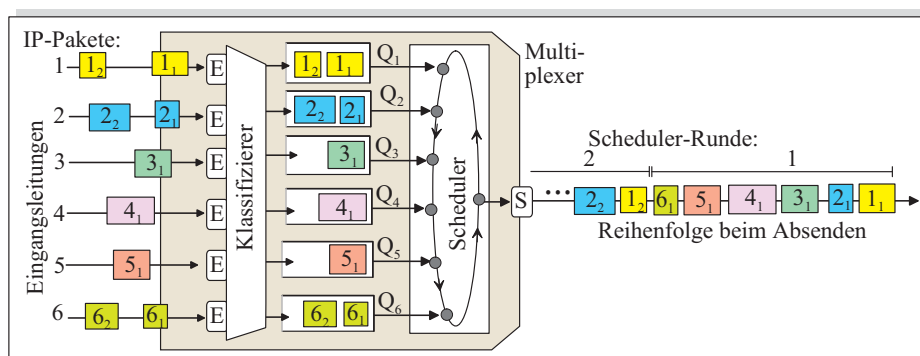


Abb. 4.5-8: Einsatz von Fair Queueing in einem Multiplexer
E: Empfänger, Q: Warteschlange (Queue), S: Sender

Hier soll jeder Strom von ankommenden IP-Paketen gerecht behandelt werden. Für jeden Paketstrom wird eine separate Warteschlange organisiert. Die Bandbreite der Ausgangsleitung stellt die Ressource dar, die zwischen den einzelnen Paketströmen gerecht aufgeteilt werden soll. Die empfangenen IP-Pakete werden durch den Klassifizierer aufgrund der Nummer der Eingangsleitung, auf der sie empfangen wurden, in der dieser Eingangsleitung zugeordneten Warteschlange eingereiht. Eine Warteschlange repräsentiert einen Kommunikationspuffer, in der die IP-Pakete temporär gespeichert werden.

Bei FQ funktioniert der Scheduler nach dem sog. *Round-Robin-Prinzip*. Dabei werden die Warteschlangen in jeder Scheduler-Runde zyklisch und nacheinander so abgearbeitet, dass aus jeder Warteschlange, falls sie nicht leer ist, ein IP-Paket zum Sender übergeben wird.

Scheduler bei FQ

Bemerkung: Den einzelnen Warteschlangen lassen sich unterschiedliche Gewichtungen zuordnen. Dies führt dazu, dass aus einer Warteschlange in jeder Scheduler-Runde mehrere IP-Pakete zum Sender übergeben werden können. Dieses Prinzip bezeichnet man als *Weighted Fair Queueing* (WFQ).

Falls n Warteschlangen Q_1, \dots, Q_n vor einer Leitung mit der Bandbreite B aktiv (d.h. dauerhaft nicht leer) sind, ist bei FQ Folgendes hervorzuheben:

- Hätten alle IP-Pakete in allen Warteschlangen eine konstante und gleiche Länge, stünde die Bandbreite B/n jeder Warteschlange und damit auch je-

Aufteilung der Bandbreite bei FQ

dem Paketstrom zur Verfügung. Somit wird die Bandbreite in diesem Fall (aber nur in diesem!) auf alle Paketströme gleich verteilt.

- Falls die IP-Pakete in der Warteschlange Q_i , $i = 1, \dots, n$, die mittlere Länge L_i haben, steht der Warteschlange Q_i statistisch gesehen im Mittel die Bandbreite $B \cdot L_i / (L_1 + \dots + L_n)$ zur Verfügung. Dieser Fall kommt in der Praxis oft vor.

Class-based FQ

Werden die IP-Pakete entsprechend differenziert, z.B. bestimmte Service-Klassen gebildet, spricht man in diesem Fall von *Class-based Fair Queueing (Class-based FQ)*. Abbildung 4.5-9 illustriert das Prinzip von Class-based FQ.

Scheduler bei Class-based FQ

Die empfangenen IP-Pakete werden hier zuerst nach von vornherein festgelegten Kriterien klassifiziert, sodass sog. *Service-Klassen* entstehen. Beispielsweise können die IP-Pakete mit Sprache eine Service-Klasse bilden. Eine andere Service-Klasse bilden beispielsweise die IP-Pakete von E-Mail-Anwendungen etc. Für jede Service-Klasse wird eine separate Warteschlange organisiert. Class-based FQ soll ermöglichen, die Bandbreite der Ausgangsleitung zwischen den einzelnen Service-Klassen gerecht aufzuteilen.

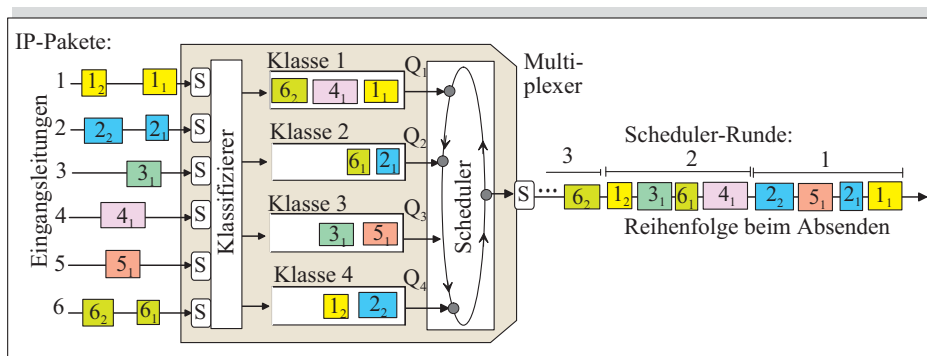


Abb. 4.5-9: Einsatz von Class-based Fair Queueing in einem Multiplexer
Abkürzungen wie in Abb. 4.5-8

Bei Class-based FQ (Abb. 4.5-9) funktioniert der Scheduler nach dem gleichen Verfahren wie bei FQ (Abb. 4.5-8). Der Unterschied besteht darin, dass die Service-Klassen bei Class-based FQ aus den empfangenen IP-Paketen gebildet werden und für jede Service-Klasse eine Warteschlange organisiert wird. Die Anzahl der Warteschlangen bei Class-based FQ ist kleiner als bei FQ.

Aufteilung der Bandbreite bei Class-based FQ

Bezüglich der Aufteilung der Bandbreite gelten bei Class-based FQ die gleichen Verhältnisse wie bei FQ. Falls K Service-Klassen gebildet werden und ihre Warteschlangen dauerhaft nicht leer sind, gilt bei Class-based FQ Folgendes:

- Falls alle IP-Pakete jeder Service-Klasse eine konstante und gleiche Länge haben, steht die Bandbreite B/K jeder Service-Klasse zur Verfügung.

- Falls die IP-Pakete der Service-Klasse k ($k= 1, \dots, K$) die mittlere Länge L_k haben, so steht der Service-Klasse k statistisch gesehen im Mittel die Bandbreite $B \cdot L_k / (L_1 + \dots + L_K)$ zur Verfügung.

4.5.4 Weighted Fair Queueing

Weighted Fair Queueing (WFQ) stellt eine Variante von Fair Queueing (FQ) dar, bei der mehrere Warteschlangen gebildet werden und jeder von ihnen eine Gewichtung (Weight) zugeordnet wird (s. Abbildung 4.5-10). Die empfangenen IP-Pakete werden zuerst klassifiziert, sodass mehrere Paketströme (auch als *Flow* bezeichnet) gebildet werden. Beispielsweise können alle IP-Pakete einer Applikation, einer Quell-IP-Adresse bzw. alle IP-Pakete der gleichen Priorität einen Paketstrom darstellen. Für jeden Paketstrom wird eine Warteschlange eingerichtet. Jeder Warteschlange wird eine Gewichtung zugeordnet, die den Anteil der Bandbreite B der Leitung darstellt, der für diese Warteschlange verfügbar sein soll.

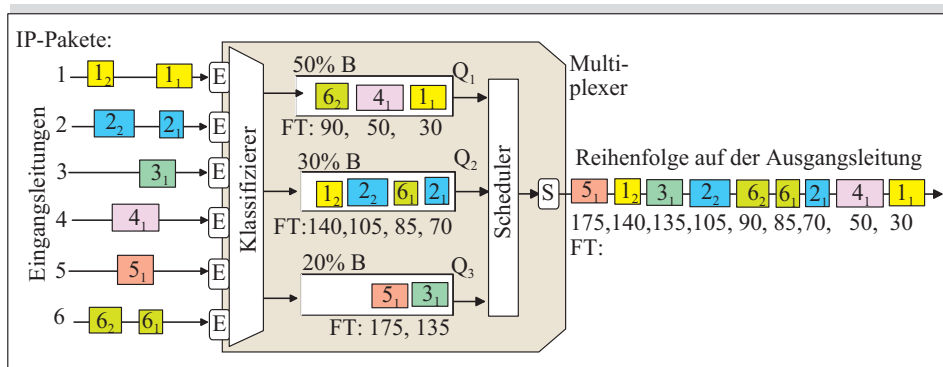


Abb. 4.5-10: Einsatz von Weighted Fair Queueing in einem Multiplexer
B: Bandbreite der Ausgangsleitung, E: Empfänger, FT: Finish Time, Q: Queue, S: Sender

Der Funktionsweise des Schedulers liegt bei WFQ ein theoretisches Modell zugrunde, nach dem die Variable FT (sog. *Finish Time*) für die einzelnen IP-Pakete in allen Warteschlangen berechnet wird. Die FT-Werte bestimmen die Reihenfolge, in der die einzelnen Pakete aus allen Warteschlangen dem Sender übergeben werden sollen.

Scheduler bei WFQ

Den Finish Time Wert $FT_i(k, t)$ des Pakets k aus der Warteschlange Q_i zur Zeit t berechnet man nach der Formel:

Berechnung der FT-Werte

$$FT_i(k, t) = \max\{FT_i(k-1, t), R(t)\} + P_i(k)/G_i$$

wobei: $P_i(k)$: die Länge des Pakets k in der Warteschlange Q_i ;

- G_i : die Gewichtung der Warteschlange Q_i ; Anteil der Bandbreite, der dieser Warteschlange zur Verfügung stehen sollte;
- $R(t)$: die sog. *Rundenzahl* zur Zeit t , die aus dem zugrunde liegenden theoretischen Modell errechnet wird.

Die so berechneten FT-Werte stellen die Zeitpunkte dar, zu denen die einzelnen Pakete theoretisch „abgearbeitet“ werden sollen. Sie bestimmen also die Reihenfolge der IP-Pakete auf der Leitung. Dies bringt Abbildung 4.5-10 zum Ausdruck. Hier ist ersichtlich, dass der Scheduler in einem Schritt mehrere IP-Pakete (wobei ihre Anzahl variabel sein kann) aus einer Warteschlange dem Sender übergeben kann.

Bemerkung: Das dem WFQ-Konzept zugrunde liegende Modell ist ein theoretisches Scheduler-System, das sog. *Generalized Processor Sharing* (GPS)-System.

Adaptive WFQ

Seit der Veröffentlichung im Jahr 1989 wurde WFQ weiterentwickelt und weitere Varianten sind entstanden. Hierzu gehört z.B. *Adaptive WFQ* (AWFQ). AWFQ bietet die Möglichkeit, die Gewichtungen der Warteschlangen einzelner Paketströme dynamisch nach Bedarf zu ändern. Damit lässt sich die Zuteilung der Bandbreite zu den einzelnen Paketströmen dynamisch den aktuellen Anforderungen anpassen.

4.5.5 Class-based Weighted Fair Queueing

Class-based Weighted Fair Queueing (CBWFQ) stellt eine Variante von WFQ dar. Bei CBWFQ handelt es sich um das Management von Warteschlangen für IP-Pakete, die durch die Angabe im IP-Header (im ToS- bzw. im DS-Feld) entsprechend differenziert werden. So entstehen Paketklassen (*Class-based*). Für jede Klasse von Paketen richtet man eine Warteschlange ein, wobei man ihr einen bestimmten Anteil der Bandbreite der Leitung zur Verfügung stellt. Hierbei kann die Länge der Pakete variabel sein. Der Scheduler bei CBWFQ funktioniert nach dem gleichen Prinzip wie bei WFQ, sodass die Finish-Time-Werte für die Pakete berechnet werden.

Konzept von CBWFQ

Wie bei WFQ werden auch bei CBWFQ mehrere Warteschlangen gebildet und jeder von ihnen eine Gewichtung zugeordnet. CBWFQ kommt oft zum Einsatz, wenn ein Strom von IP-Paketen, in dem mehrere Klassen von IP-Paketen enthalten sind, über eine Leitung gesendet wird und jeder Klasse ein bestimmter Anteil der Bandbreite der Leitung zur Verfügung stehen soll. Abbildung 4.5-11 illustriert das Prinzip von CBWFQ.

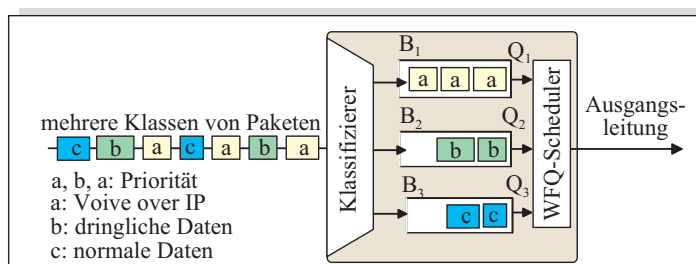


Abb. 4.5-11: Prinzip von Class-based Weighted Fair Queueing
 Bi: Anteil der Bandbreite der Ausgangsleitung, Qi: Warteschlange (Queue)

Die zu sendenden IP-Pakete wurden hier bereits durch die Angabe der Wichtigkeit im DS-Feld differenziert. Somit sind im ankommenden Strom von Paketen mehrere Klassen von Paketen enthalten. Eine Klasse hat hierbei eine bestimmte Wichtigkeit. Für jede Klasse von IP-Paketen wird eine Warteschlange eingerichtet. Jeder Warteschlange wird dann eine Gewichtung zugeordnet, die den Teil der Bandbreite B der Leitung darstellt, der für diese Warteschlange verfügbar sein soll. Der Scheduler funktioniert hier nach dem gleichen Prinzip wie bei WFQ (s. Abb. 4.5-10). Dies bedeutet, dass die Variable FT für die einzelnen IP-Pakete in allen Warteschlangen berechnet werden muss. Die FT-Werte bestimmen dann die Reihenfolge, in der die einzelnen Pakete aus allen Warteschlangen zum Senden übergeben werden.

Es stellt sich hierbei die Frage: Nach welchen Prinzipien lässt sich die Bandbreite der Ausgangsleitung den einzelnen Klassen von IP-Paketen gerecht zuweisen? Die verfügbare Bandbreite sollte im Allgemeinen aus der Wichtigkeit der Klasse von Paketen abgeleitet werden.

Zuordnung der Bandbreite einer Klasse von IP-Paketen

Falls die Warteschlangen Q_1, \dots, Q_n , die den Paketklassen 1, ..., n entsprechen, eingerichtet werden und die Ausgangsleitung die Bandbreite B hat, kann eine gerechte Aufteilung der Bandbreite folgendermaßen erfolgen:

$$B_i = B \cdot G_i, \quad i = 1, \dots, n$$

wobei: $G_i = X_i / (X_1 + \dots + X_n)$: Gewichtung der Warteschlange Q_i

$$X_i = 1 + \text{Prec}(i)$$

Prec(i): Precedence-Wert (Wichtigkeit) der Klasse i im ToS-Feld

Stehen die Precedence-Werte für die einzelnen Klassen von Paketen fest, so können die Gewichtungen G_1, \dots, G_n der Warteschlangen Q_1, \dots, Q_n bestimmt werden. G_n gibt an, welcher Anteil der Bandbreite B für Q_i verfügbar sein soll.

Beispiel: Garantie der Bandbreite für VoIP

Über eine Leitung mit einer Bandbreite von 56 kbit/s sollen vier IP-Paketströme übermittelt werden. Es werden hierbei zwei Klassen von IP-Paketen gebildet: Daten und VoIP. Jedem VoIP-Paketstrom sollte eine Bandbreite von mindestens 24 kbit/s zugeteilt werden. Die ankommenden IP-Pakete sind nicht differenziert und enthalten die Angabe „Preference = 0“. Der Klassifizierer bei CBWFQ muss in den Paketen mit VoIP einen entsprechenden Preference-Wert setzen. Der

benötigte Preference-Wert lässt sich auf Basis der dargestellten Formel für B_i bestimmen. Wie Abbildung 4.5-12 zeigt, muss der Preference-Wert 5 in allen Paketen mit VoIP gesetzt werden.

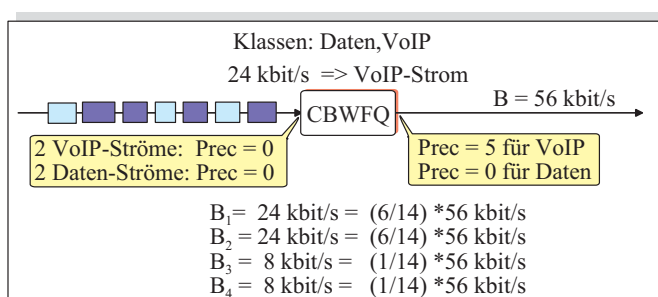


Abb. 4.5-12: Beispiel für die Garantie der Bandbreite für VoIP

Der Preference-Wert in allen Paketen mit Daten bleibt weiterhin gleich 0. Im CBWFQ-System werden vier Warteschlangen Q_1, Q_2, Q_3, Q_4 mit den Gewichtungen 6/14, 6/14, 1/14 und 1/14 eingerichtet. In diesem Fall steht jedem Strom von Paketen mit VoIP die Bandbreite von 24 kbit/s zur Verfügung. Die restliche Bandbreite von 8 kbit/s wird auf zwei Datenströme gleichmäßig aufgeteilt.

4.6 Einsatz von RSVP

RSVP (*Resource reSerVation Protocol*) ist ein Protokoll, nach dem die Ressourcen in IP-Netzen reserviert werden können, um eine von der Anwendung geforderte QoS (*Quality of Service*) zu garantieren. Eine Reservierung mit RSVP bezieht sich immer nur auf eine unidirektionale virtuelle Ende-zu-Ende-Verbindung. Für eine Vollduplex-Verbindung mit QoS-Garantie sind zwei Reservierungen erforderlich, d.h. eine für jede Kommunikationsrichtung. RSVP kann sowohl für die Reservierung bei Punkt-zu-Punkt- als auch bei Punkt-zu-Mehrpunkt-Verbindungen eingesetzt werden. RSVP wird in mehreren IETF-Dokumenten spezifiziert. Diese Dokumente sind zugänglich unter der Adresse: <http://www.ietf.org/wg/concluded/rsvp.html>

Token-
Bucket-
Modell

Die gesamte *Zwischenspeicherungszeit* auf einer virtuellen Verbindung (s. Abb. 4.1-4) lässt sich durch die Reservierung einer entsprechenden Bandbreite von einzelnen Leitungen unterwegs verringern. Eine solche Reservierung ist mit RSVP möglich. Die gesamte *Zwischenspeicherungszeit* auf einer unidirektionalen virtuellen Verbindung kann kontrolliert werden, indem die zu dieser Verbindung gehörigen IP-Pakete in den einzelnen Routern unterwegs nach einer von vornherein festgelegten Regel gesendet werden. Diese Regel basiert auf dem sog. *Token-Bucket-Modell* (kurz *TB-Modell*) und liegt dem Scheduler bei RSVP zugrunde. Abbildung 4.6-1 illustriert den Einsatz des TB-Modells im Scheduler vor einer Leitung in einem IP-Netzknoden. Nach diesem Modell kon-

trolliert der Scheduler bei RSVP die gesamte Zwischenspeicherungszeit auf einer unidirektionalen, virtuellen Verbindung, um z.B. eine geforderte Bandbreite zu garantieren.

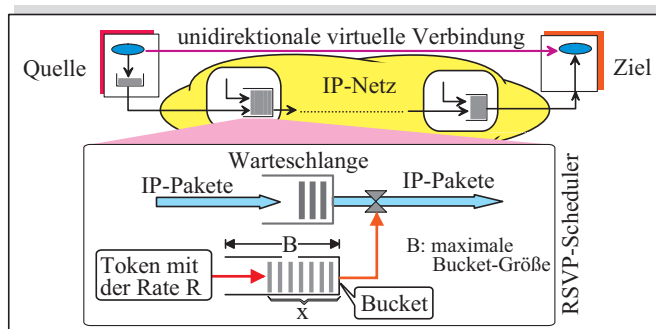


Abb. 4.6-1: Paket-Scheduler nach dem Token-Bucket-Modell

Das TB-Modell beschreiben die Parameter:

- R: Token-Rate [Bytes/s] und
- B: maximale Bucket-Größe [Bytes].

*Parameter
des TB-
Modells*

Der Parameter R stellt die vom Netz unterstützte (garantierte) Datenrate einer virtuellen Verbindung dar und kann daher als *garantierte Bandbreite* für diese Verbindung angesehen werden. Ein Token stellt eine Dateneinheit dar. Bei RSVP wird angenommen: *Token = Byte*.

Das TB-Modell beschreibt das Verhalten beim Senden der IP-Pakete auf einer unidirektionalen, virtuellen Verbindung. Der Behälter (Bucket) wird mit der Rate von R Bytes pro Sekunde gefüllt. Die Variable x beschreibt den aktuellen Zustand von Bucket in Bytes und besagt, wie viele Bytes man zu jeder Zeit senden darf. Somit darf ein IP-Paket nur dann gesendet werden, wenn Bucket genügend Bytes enthält. Die Funktionsweise des Schedulers beim Senden eines IP-Pakets mit der Länge von a Bytes lässt sich wie folgt beschreiben:

*Funktions-
weise des
Schedulers*

- Falls $a < x$ ist, wird das IP-Paket gesendet und der Inhalt von Bucket um a reduziert, d.h. $x - a \Rightarrow x$.
- Falls $x < a$ bzw. $x = 0$ ist, muss das IP-Paket so lange warten, bis der Zustand x den Wert a erreicht hat. Erst dann wird das IP-Paket gesendet und der Inhalt von Bucket um a reduziert.

Nach dem TB-Modell dürften nicht mehr als $R \cdot T + B$ [Bytes] während eines Zeitintervalls T auf der virtuellen Verbindung gesendet werden. Somit gibt der Parameter B an, um wie viel Bytes die mittlere Datenmenge zusätzlich gemäß der garantierten Datenrate R bei einem unregelmäßigen (burstartigen) Datenverkehr überschritten werden darf.

Um bestimmte Netzressourcen wie z.B. Bandbreite von Leitungen reservieren zu können, definiert RSVP mehrere Nachrichten. Jede Nachricht enthält einen Header und eine Anzahl festgelegter Objekte als Parameter. Die einzelnen RSVP-Nachrichten unterscheiden sich voneinander durch die Zusammensetzung von Objekten und durch die Inhalte dieser Objekte. Für Näheres sei auf [BaHo 07], [DuYa 99] verwiesen.

Verbindung mit garantierter Bandbreite

Abbildung 4.6-2 illustriert den Aufbau einer unidirektionalen virtuellen Punkt-zu-Punkt-Verbindung mit einer garantierter Bandbreite. Die Quelle initiiert hier eine Verbindung zum ausgewählten Ziel durch das Absenden der RSVP-Nachricht `Path`, in der angegeben wird, welche Bandbreite diese Verbindung haben soll. Die Nachricht `Path` wird nach den herkömmlichen Routing-Prinzipien über das IP-Netz übermittelt. Jeder Router unterwegs analysiert `Path` und kann eventuell über einen externen Policy-Server überprüfen, ob diese Reservierung zulässig ist.

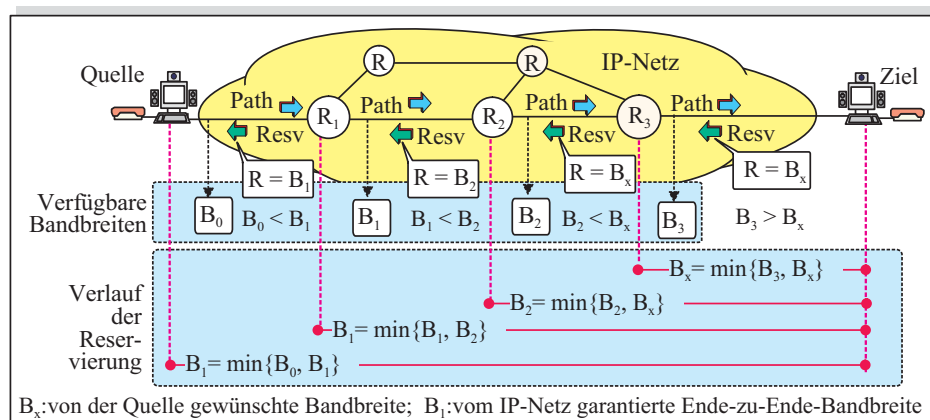


Abb. 4.6-2: Aufbau einer Punkt-zu-Punkt-Verbindung mit garantierter Bandbreite

Ermittlung optimaler Router mit Path

Vor dem Absenden der Nachricht `Path` trägt jeder Absender (Quelle, Router) seine IP-Adresse als Objekt `RSVP Hop` in der Nachricht `Path` ein. Hat `Path` das Ziel erreicht, enthält sie die zu diesem Zeitpunkt optimale Route von der Quelle zum Ziel. Diese `Path`-Route, als Folge von IP-Adressen von ihren Absendern (in Abb. 4.6-2: Quelle, R_1 , R_2 und R_3), wird den Verlauf der virtuellen Verbindung bestimmen. Sie wird beim Ziel in die RSVP-Nachricht `Resv` (Reservierung) kopiert, die das Ziel als Antwort auf `Path` zur Quelle zurücksendet.

Reservierung der Bandbreite mit Resv

Die eigentliche Reservierung der gewünschten Bandbreite B_x beginnt man mit dem Versenden der Nachricht `Resv` vom Ziel an die Quelle. Da `Resv` die `Path`-Route in sich enthält, wird sie auf der gleichen Route wie `Path`, doch in umgekehrter Richtung, übermittelt. Der Router R_1 auf der `Resv`-Route (in Abb. 4.6-2: R_3 , R_2 , R_1 und Quelle) überprüft, ob er die in `Resv` gewünschte Bandbrei-

te auf der Leitung, über die `Resv` empfangen wurde, garantieren kann. Die Bandbreite wird als Parameter `R` (*Token Rate*, s. Abb. 4.6-1) angegeben. Beim Router R_i kommen zwei Möglichkeiten in Frage:

1. Die verfügbare Bandbreite B_i ist größer als R in `Resv`
In diesem Fall reserviert R_i die Bandbreite R und leitet danach den Parameter R ohne Veränderungen weiter.
2. Die verfügbare Bandbreite B_i ist kleiner als R in `Resv`
In diesem Fall wird nur die Bandbreite B_i vom Router R_i garantiert. R_i ersetzt den Wert des Parameters R in der empfangenen Nachricht `Resv` durch den Wert B_i und leitet `Resv` mit $R = B_i$ weiter.

Hat die Quelle die Nachricht `Resv` empfangen, verfügt sie über die *Ende-zu-Ende-Bandbreite*, die auf der unidirektionalen, nach der `Path`-Route verlaufenden virtuellen Verbindung von allen Routern unterwegs garantiert wird. Diese Bandbreite stellt den kleinsten Wert aus den verfügbaren Bandbreiten in einzelnen Leitungen auf der `Path`-Route und aus der gewünschten Bandbreite B_x dar. In Abb. 4.6-2 wird die Ende-zu-Ende-Bandbreite durch den kleinsten Wert aus B_0 , B_1 , B_2 , B_3 und B_x bestimmt.

Ende-zu-Ende-Bandbreite

Da sich die optimale Route ändern kann, wird der in Abb. 4.6-2 dargestellte Vorgang (d.h. das Absenden von `Path`- und `Resv`-Nachrichten) in bestimmten Zeitabständen periodisch wiederholt. Dies dient dem Zweck, den Verlauf der Route zu optimieren und die Reservierung der Bandbreite aufzufrischen.

Optimierung der Route

Für Näheres über RSVP seien die Webquellen [Web 01] empfohlen.

4.7 Schlussbemerkungen

Das Thema „Quality of Service in IP-Netzen“ ist sehr breit und komplex. In diesem Kapitel wurden nur solche Aspekte angesprochen, die sich auf die Qualität von VoIP auswirken. Für weitere und tiefgreifende Informationen über Quality of Service sei auf [Armi 00], [Black 00] und [JhHa 02] verwiesen.

QoS in IP-Netzen – ein breites Thema

Abschließend ist Folgendes hervorzuheben:

- Die QoS-Unterstützung in IP-Netzen hat an Bedeutung enorm gewonnen, seit man versucht, die IP-Netze für Audio- und Videokommunikation zu verwenden, also für die Kommunikation, die in Echtzeit verläuft. VoIP stellt eine derartige Kommunikation dar. Die in diesem Kapitel dargestellten Methoden für die QoS-Unterstützung können auch bei der Videokommunikation über IP-Netze angewandt werden.
- Eine Störquelle bei der Sprachkommunikation in klassischen Telefonnetzen sind Echoeffekte. Ein *Echo* ist der Klang der Stimme eines Sprechers, die über seinen Telefonhörer an sein Ohr zurückkommt. Oft werden Echos durch

QoS und Videokommunikation

Echoeffekte bei der Sprachkommunikation

eine falsche Impedanzanpassung zwischen analogen Telefonapparaten und dem Übertragungsmedium auf dem Teilnehmeranschluss verursacht. Eine falsche Anpassung kommt besonders bei der Umsetzung von einer Vierdrahtleitung auf eine Zweidrahtleitung vor. Bei der Integration eines VoIP-Systems mit dem Telefonnetz wird ein VoIP-Gateway eingesetzt. Die herkömmliche Telefontechnik (Verkabelung, Vermittlungen etc.) jenseits eines VoIP-Gateway stellt eine Art des Teilnehmeranschlusses dar. Somit können Echos im VoIP-System bei der Kopplung mit klassischen Telefonanlagen ein Telefongespräch stören. Die Störungen können schon bemerkbar sein, wenn die Verzögerung des Sprachsignals mehr als 30 ms beträgt.

*Weitere
Verfahren
für Queue-
Management*

- Die übertragenen IP-Pakete müssen in der Regel in Netzknoten vor Leitungen auf das Absenden warten. Da die Ströme der IP-Pakete durch die Zuordnung verschiedener Prioritäten differenziert werden, muss man hierfür mehrere Warteschlangen organisieren und entsprechend verwalten. Hierbei entsteht ein zusätzliches Problem, weil bestimmte Bandbreiten auf den Leitungen für die Übertragung der IP-Pakete mit Sprache garantiert werden müssen. Für die Lösung dieses Problems wurden verschiedene Verfahren für Queue-Management entwickelt. Dieses Kapitel erläutert nur kurz die wichtigsten von ihnen. Außerdem ist das Verfahren LLQ (*Low Latency Queueing*) zu erwähnen. LLQ kommt oft in Netzwerkkomponenten der Firma Cisco vor und stellt eine Kombination von PQ und WFQ dar.

Hervorzuheben sind hierbei auch neue Varianten von WFQ, wie z.B.:

- *Self-Clocking WFQ* (SCWFQ), bei dem die Berechnung der Variable Finish Time im Vergleich zu WFQ vereinfacht wurde.
- *Worst-Case Fair WFQ* (WF²Q), bei dem nur die Worst-Case-Werte für die Berechnung von Finish Time angenommen werden.
- *Worst-Case Fair WFQ+* (WF²Q+), bei dem die Berechnung von Finish Time im Vergleich zu WF²Q vereinfacht wurde.

*Bedeutung
von COPS*

- Um die QoS-Anforderungen in einem IP-Netz zu erfüllen, müssen bestimmte Ressourcen in diesem IP-Netz reserviert werden. Zu diesem Zweck kann man das Protokoll RSVP (s. Abschnitt 4.6) verwenden. Es muss auch möglich sein zu überprüfen, ob das Initiieren einer VoIP-Session mit der Reservierung von Ressourcen überhaupt gestattet ist. Dabei muss eine zentrale Stelle im Netz durch die Netzwerkkomponente, die eine Reservierung durchführen soll, abgefragt werden. Eine solche Abfrage muss nach einem festgelegten Protokoll erfolgen; hier kann das Protokoll COPS (*Common Open Policy Service*) zum Einsatz kommen – siehe RFC 2748.