

S. Bodamer, J. Charzinski und K. Dolzer

Dienstgütemetriken für elastischen Internetverkehr



Dipl.-Ing. *Stefan Bodamer* studierte von 1989 bis 1994 Elektrotechnik an der Universität Stuttgart. Seit 1994 arbeitet er dort als wissenschaftlicher Mitarbeiter am Institut für Nachrichtenvermittlung und Datenverarbeitung und beschäftigt sich allgemein mit Modellierung und Leistungsbewertung von Kommunikationssystemen. Den Schwerpunkt seiner Forschungstätigkeit bildet derzeit die Untersuchung von Mechanismen zur Bereitstellung von Dienstgüte in IP-Netzen.



Dr.-Ing. *Joachim Charzinski* ist seit 1997 Mitarbeiter der Siemens AG im Bereich Information and Communication Networks. Von 1985 bis 1991 studierte er Elektrotechnik an der Universität Stuttgart und war dort von 1992 bis 1997 Mitarbeiter am Institut für Nachrichtenvermittlung und Datenverarbeitung, wo er über Medienzugriffsverfahren im Rückkanal passiver optischer Zugangsnetze promovierte. Seine Arbeitsschwerpunkte sind Messung und Modellierung von Internet-Verkehr, Messung und Bewertung der Dienstgüte für Datenverkehr, Mechanismen zur Verbesserung der Dienstgüte in IP-Netzen und Leistungsbewertung von Netzen, Protokollen und Systemen.

Messung und Bewertung der Dienstgüte für Datenverkehr, Mechanismen zur Verbesserung der Dienstgüte in IP-Netzen und Leistungsbewertung von Netzen, Protokollen und Systemen.



Dipl.-Ing. *Klaus Dolzer* studierte von 1992 bis 1997 Elektrotechnik an der Universität Stuttgart und arbeitet dort seit 1998 als wissenschaftlicher Mitarbeiter am Institut für Nachrichtenvermittlung und Datenverarbeitung. Im Rahmen seiner Forschungstätigkeit beschäftigt er sich allgemein mit Modellierung und Leistungsbewertung von Kommunikationsnetzen, wobei derzeit die Untersuchung von Optical Burst Switching und Ansätzen zur Bereitstellung von Dienstgüte im Umfeld von „IP über WDM“ den Schwerpunkt darstellt.

Switching und Ansätzen zur Bereitstellung von Dienstgüte im Umfeld von „IP über WDM“ den Schwerpunkt darstellt.

KURZFASSUNG

Mit der zunehmenden Bedeutung des Internet als Basis für eine Vielzahl von Kommunikationsdiensten und -anwendungen wird der Ruf nach einer Unterstützung von Dienstgüteanforderungen immer lauter. Allerdings stellt sich häufig die Frage, wie sich Dienstgüte quantifizieren lässt, um einerseits solche Anforderungen formulieren zu können und andererseits die Leistungsfähigkeit bestehender und geplanter Netze und Netzkomponenten beurteilen zu können. In diesem Beitrag wird aufgezeigt, dass eine Konzentration auf klassische Metriken der Paketebene nicht genügt, sondern dass auch Einflüsse auf höheren Ebenen der Kommunikation, z. B. der Transportebene, bei der Definition geeigneter Dienstgütemaße berücksichtigt werden müssen. Dies gilt insbesondere für elastischen Verkehr, zu dem auch der im heutigen Internet dominierende WWW-Verkehr zählt. Für die Transportebene werden eine Reihe relevanter Leistungsmaße beschrieben, deren praktische Anwendung anhand eines typischen Beispiels gezeigt wird.

1 EINFÜHRUNG

Das Internet hat in den letzten Jahren eine große Verbreitung und eine nahezu ubiquitäre Anwendung in der privaten wie der beruflichen Kommunikation gefunden. Im Unterschied zum Telefonnetz, das aus seiner regulatorischen Tradition heraus eine sehr hohe Dienstgüte für das Durchschalten einer bestimmten Bitrate bietet, unterstützt das paketvermittelnde, verbindungslose Internet wesentlich mehr unterschiedliche Dienste – allerdings mit teilweise nicht vorherzusagender Qualität.

Die Probleme der Dienstgüte im heutigen Internet sind auf die Kombination zweier Eigenschaften zurückzuführen: Zum einen kennt die verbindungslose Paketvermittlung ausschließlich den zeitlichen Kontext einzelner Pakete und ist damit nicht in der Lage, für einzelne Verkehrsbeziehungen Ressourcen zu reservieren. Zum anderen wird der in das Netz eingespeiste Verkehr häufig weder durch eine direkte Zugangskontrolle noch durch eine indirekt wirkende Entgelterhebung beschränkt. Die einzige Beschränkung ist die Ungeduld der Nutzer, die Übertragungen abbrechen, wenn sie zu lange dauern [3].

Einerseits erhoffen sich die Betreiber klassischer Telekommunikationsnetze, durch den schrittweisen Umstieg auf die IP-Technologie Kosten für Netzkomponenten und im Netzbetrieb einzusparen, benötigen dafür aber eine bessere Unterstützung für die Dienstgüte einzelner Verbindungen. Andererseits wünschen sich auch die Nutzer – bei vertretbarem Preis – eine Verbesserung der Dienstgüte ihrer Anwendungen, und dies nicht nur für klassische Telekommunikationsanwendungen,

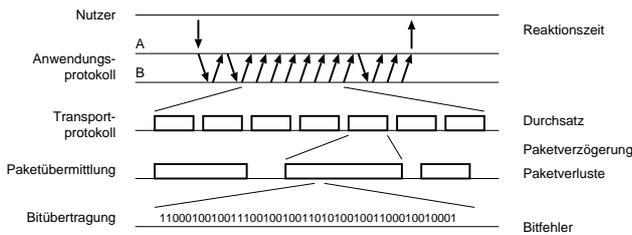


Abb. 1: Einflüsse auf die Dienstgüte in verschiedenen Ebenen der Kommunikation

sondern auch für Anwendungen, die auf der blockweisen Übertragung von Daten beruhen und dabei „elastischen“ Verkehr generieren.

Dieser Beitrag behandelt zunächst die Dienstgüteproblematik im heutigen Internet, indem gezeigt wird, welche Einflüsse auf verschiedenen Ebenen der Kommunikation zu einer Beeinträchtigung der Dienstgüte führen können. Darauf werden die für elastischen Internetverkehr relevanten Dienstgütemetriken vorgestellt und diskutiert. Abschließend wird anhand eines Modellbeispiels demonstriert, wie die verschiedenen Metriken zur Charakterisierung des Systemverhaltens und der Beurteilung der Leistungsfähigkeit herangezogen werden können.

2 DIENSTGÜTEPROBLEME AUF VERSCHIEDENEN EBENEN

Dienstgüte ist ein nutzerbezogenes Maß für die Benutzbarkeit eines Dienstes. Die Begriffe *Nutzer* und *Dienst* sind in der Informationstechnik immer relativ zu einer betrachteten Protokoll- oder Dienstebene definiert. Im Rahmen der Internet Engineering Task Force (IETF) wird der entsprechende englische Begriff *Quality of Service* (QoS) meist auf den Übermittlungsdienst eines IP-Netzes für IP-Pakete bezogen. Was allerdings letztendlich für die menschlichen Nutzer eines IP-basierten Dienstes wie Web-Zugriff, E-Mail-Transfer oder auch Multimediatelefonie [15] relevant ist, sind nicht die Leistungsgrößen auf der IP-Ebene, sondern das für das Funktionieren einer Anwendung nötige Zusammenspiel der Mechanismen auf verschiedenen Ebenen.

2.1 Bitübertragung und Paketübermittlung

In Abb. 1 sind die verschiedenen Ebenen der Kommunikation und die dort entstehenden Dienstgüteprobleme schematisch zusammengestellt. Bei der physikalischen Übertragung, insbesondere über drahtlose Strecken, können Bitfehler auftreten, die, falls unerkannt, als Restfehler in den an die höheren Schichten ausgelieferten Paketen enthalten sind, oder die (erkannt) zum Verwurf und damit zum Verlust von Paketen führen.

Der *Best Effort*-Paketübermittlungsdienst im heutigen Internet bietet keine Dienstgüteggarantien. Pakete werden in den Routern zwischengespeichert, bis sie auf eine Ausgangsleitung gegeben werden können. Wenn der Zwischenspeicher bei Ankunft eines neuen Paketes bereits voll ist, muss dieses Paket verworfen werden. Auf dieses Puffern und Verwerfen von Paketen ist der Großteil der paketbezogenen Dienstgüteprobleme im Internet zurückzuführen. Bedingt durch die hohe Varianz der Datenraten im Internet (siehe z. B. [8] in diesem Heft) wechseln sich längere Phasen häufiger Paketverluste und hoher Paketdurchlaufzeiten mit Phasen geringer Durchlaufzeiten und ohne Paketverluste ab [19].

Eine weitere Einschränkung der Dienstgüte des IP-Übermittlungsdienstes liegt in seiner teilweise unzureichenden Verfüg-

barkeit. Insbesondere nach Linkausfällen kann es mehrere Minuten dauern, bis ein Teilnetz von einem anderen Teilnetz aus wieder erreichbar ist. Die Konvergenz der Routing-Tabellen nach einer Zustandsänderung ist zu langsam, um eine ununterbrochene Verfügbarkeit des Paket-Übermittlungsdienstes zu gewährleisten. Teilweise werden überhaupt keine stabilen Routen erreicht, sodass Netze zeitweise periodisch nicht erreichbar sind [16]. Die Stärke der verbindungslosen Arbeitsweise des Netzes liegt hier in der Fähigkeit der darüber liegenden Protokolle, nach einem kurzzeitigen Verlust der Konnektivität ohne Verlust von Verbindungsinformationen weiterkommunizieren zu können.

2.2 Transportebene

Der erreichbare Durchsatz zwischen zwei Geräten hängt im Wesentlichen davon ab, wieviele der einzelnen Pakete verworfen werden und welche Verzögerungen die verbleibenden Pakete erfahren. Das im Internet für die gesicherte Übermittlung von Daten eingesetzte Transportprotokoll TCP (*Transmission Control Protocol*) nutzt diese Informationen, um den Durchsatz einer Verbindung so zu regeln, dass jede Verbindung einen möglichst großen Durchsatz erreicht und gleichzeitig keine Überlast im Netz auftritt. Dabei wird zwischen der Phase *Slow Start* mit einem schnellen Ansteigen der Senderate von Null an und der Phase *Congestion Avoidance* mit einer langsameren Steigerung der Senderate unterschieden. Außerdem reagiert TCP auf Paketverluste mit einer abrupten Reduktion der Senderate. Während einer sehr langen Übertragung ist der Durchsatz in einer TCP-Verbindung etwa umgekehrt proportional zum Produkt der Rundlaufzeit und der Quadratwurzel der Paketverlusthäufigkeit [17].

Beim Aufbau von TCP-Verbindungen treten zusätzliche Verzögerungen auf, weil der angesprochene Rechner oft zuerst über das Betriebssystem Speicherressourcen bereitstellen muss, bevor er eine Verbindung annehmen kann. Im Falle von Paketverlusten insbesondere während der Verbindungsaufbauphase können erhebliche zusätzliche Wartezeiten durch den *Exponential Backoff*-Mechanismus entstehen, der die Verzögerung bis zur Wiederholung eines nicht bestätigten Paketes von einem Versuch zum nächsten exponentiell anwachsen lässt.

Weitere Effekte, die den Nutzdurchsatz in TCP-Verbindungen in einem Netz drastisch verringern können, sind teils noch weit verbreitete Fehler in TCP-Implementierungen [18] und die Verdrängung des elastischen TCP-Verkehrs durch Verkehr anderer Anwendungen, die über UDP (*User Datagram Protocol*) kommunizieren und ihre Senderate nicht an die Netzsituation anpassen. Schließlich ist in diesem Zusammenhang die besondere Problematik zu nennen, die entsteht, wenn TCP-Verkehr über drahtlose Verbindungsabschnitte geführt wird.

2.3 Anwendungs- und Nutzerebene

Die Transportschicht wird von einer Anwendung und ihren Anwendungsprotokollen genutzt, um Nutzern einen Dienst zu erbringen. Die Dienstgüte in diesem Dienst hängt von der erreichten Qualität in den darunter liegenden Schichten sowie vom Zusammenspiel von Anwendungs- und Transportprotokoll und von den Antwortzeiten eventuell zusätzlich zur Realisierung des Dienstes benötigter Server (z. B. Name Server und Web Server) ab. In Ergänzung einer paketorientierten Betrachtung ist es daher wichtig, die zur Realisierung eines Endnutzer-Dienstes benötigten Komponenten und Abläufe in ihrer Gesamtheit zu betrachten.

Inwiefern ein Dienst den Nutzern von Nutzen ist, hängt von den erreichten Reaktionszeiten ab. Während bei Echtzeitanwen-

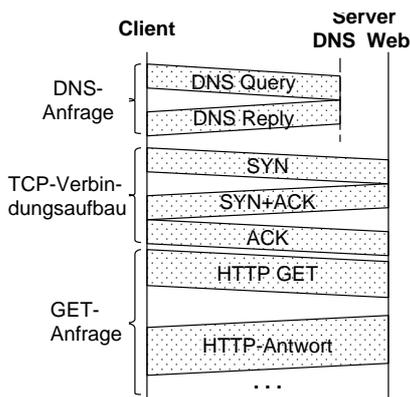


Abb. 2: Schematische Darstellung der Verzögerungen beim Abruf eines Seitenelementes aus dem Web

dungen die Nützlichkeit (*Utility*) des Dienstes drastisch abnimmt, wenn eine gewisse maximale Reaktionszeit überschritten wird, sinkt bei den meisten der über das Internet abgewickelten Dienste die Zufriedenheit der Nutzer eher kontinuierlich mit steigender Reaktionszeit. Mitunter ist die Toleranz im Vergleich zu den üblichen Paketübertragungszeiten im Internet sogar ausgesprochen groß, wie beispielsweise bei der Übermittlung von E-Mails oder bei Datensicherungen im Hintergrund, die jeweils auch bei einer Gesamtverzögerung von mehreren Stunden noch von Nutzen sind. Der Transport der Anwendungsdaten über TCP erlaubt es Anwendungen, hier auf kurzzeitige Überlastphasen im Netz zu reagieren. TCP ist aber nicht geeignet, um Übertragungen im Stundenbereich bis zur nächsten Niedriglastphase in einem Netz zu verschieben.

2.4 Beispiel: WWW-Zugriffe

Beim Abruf einer Seite aus dem WWW findet eine Interaktion zwischen dem abrufenden Client-Rechner, einem *Domain Name Server* (DNS) und einem oder mehreren WWW-Servern statt. In Abb. 2 ist diese für ein einfaches Beispiel auf der Paketebene (ohne Paketverluste) dargestellt.

Zunächst werden zwei UDP-Pakete zwischen Client und DNS-Server ausgetauscht, um zum Namen eines Web-Servers dessen IP-Adresse herauszufinden. Mit Hilfe der IP-Adresse und der allgemein bekannten Portnummer (*well-known Port*) für den WWW-Dienst kann dann eine TCP-Verbindung zum Web-Server aufgebaut werden. Die ersten drei Pakete der TCP-Verbindung werden für diesen Verbindungsaufbau verwendet, wobei die *SYN*- und *ACK*-Bits in Abb. 2 stellvertretend für die Steuerinformation in den Paketen angegeben sind. Anschließend ist die aufgebaute TCP-Verbindung für das *Hypertext Transfer Protocol* (HTTP) verwendbar, das in einem Paket eine *GET*-Anfrage an den Server schickt. Dieser liefert als Antwort die verlangte Ressource in einem oder mehreren Paketen zurück, deren Empfang wiederum vom Client-Rechner mit TCP-Quittierungspaketen (*ACK*) bestätigt wird (nicht dargestellt). Erst in dieser letzten Phase wird die erreichbare Datenrate zwischen Server und Client relevant, während die beobachtete Qualität vorher im Wesentlichen durch Paketverzögerungen und Server-Reaktionszeiten bestimmt wird.

In Abb. 3 sind die komplementären kumulativen Verteilungsfunktionen der reinen Wartezeiten am Beginn eines Seitenladevorganges zusammengefasst (Ergebnisse aus der in [6] beschriebenen Messung, „Trace A“). In der doppelt logarithmischen Darstellung ist zu sehen, dass, wie auch in [10] beobachtet, die drei Komponenten *DNS-Abfrage*, *TCP-Verbindungsaufbau* und *Bereitstellung des Inhaltes* jeweils einen

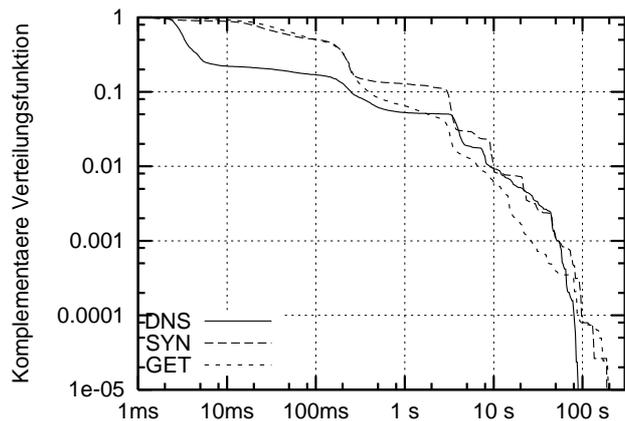


Abb. 3: Komplementäre Verteilungsfunktionen der Beiträge zur Gesamtverzögerung beim Abruf eines einzelnen Elementes aus dem WWW. Ergebnisse zusammengestellt aus [6], „Trace A“. DNS: Zeit zwischen Absenden einer DNS-Anfrage und Empfang der Antwort. SYN: Zeit zwischen Aussenden des ersten TCP-Verbindungsaufbaupaketes (*SYN*) und Empfang der Bestätigung (*SYN+ACK*). GET: Zeit zwischen Aussenden des HTTP-GET-Request-Paketes und Empfang des ersten Paketes der Antwort.

gleich großen Anteil an der Initialverzögerung bei Web-Abrufen haben. Während viele Anfragen sehr schnell beantwortet werden, wartet in jeder Phase etwa jede hundertste Anfrage länger als 10 s auf eine Antwort. Die Verzögerungen im DNS-Dienst sind teilweise auf eine historisch gewachsene und heute nicht mehr angemessene Struktur zurückzuführen [11], während die Verzögerungen beim Verbindungsaufbau und dem Abruf der gewünschten Daten durch Optimierungen an den Servern verringert werden könnten. In allen Phasen sind zusätzliche Verzögerungen durch Wiederholvorgänge nach Paketverlusten zu beobachten, was durch den stufenartigen Verlauf der Kurven in Abb. 3 angedeutet wird.

Um eine typische Web-Seite komplett darzustellen, muss ein Web-Browser in der Regel zusätzlich mehrere Elemente von einem oder mehreren Servern abrufen. Je nach eingesetzter Browser- und Server-Software werden dazu evtl. mehrere parallele Verbindungen geöffnet und eine mehr oder weniger große Anzahl von Elementen pro Verbindung übertragen. Insgesamt kann die Anzahl von Elementen, die auf einer Seite dargestellt werden, sehr groß sein [7, 8].

Zusätzliche Verzögerungen entstehen teilweise intern in Clients, wenn nach dem Empfang aller Elemente eine komplexe Seite noch grafisch aufgebaut werden muss oder lokale Skripte abgearbeitet werden müssen. Die Belastung des Client-Rechners fällt an dieser Stelle, wie auch bei der Behandlung paralleler TCP-Verbindungen, besonders ins Gewicht – eine die Dienstgüte beeinflussende Komponente, auf die ein Netzbetreiber keinen Einfluss hat.

Auch die Anbieter von Inhalten können die Verzögerungen beim Abruf verringern, indem sie Seiten erzeugen, die mit wenigen zusätzlichen Elementen auskommen, automatische Weiterleitungen und dynamische Inhalte so sparsam wie möglich einsetzen und die erzeugten HTML-Seiten auf Kompatibilität zum Standard überprüfen.

Fehler und Inkompatibilitäten in der Implementierung der HTTP- und TCP-Protokolle auf Client- und Server-Seite führen oft zu zusätzlichen Verzögerungen, die prinzipiell vermeidbar wären. Dies kann so weit gehen, dass ein Dienst nicht mehr verfügbar ist, was nicht nur durch die fehlende Erreichbarkeit der Server [14], sondern auch durch mangelnde Kompatibilität der bereitgestellten Inhalte mit der auf beiden Seiten eingesetzten Software verursacht werden kann.

3 DIENSTGÜTEMETRIKEN

Angesichts der im letzten Abschnitt aufgezeigten Notwendigkeit, bei der Bewertung von IP-Netzen Einflüsse auf mehreren Ebenen zu berücksichtigen, stellt sich auch die Frage nach geeigneten Metriken, um diese Einflüsse zu quantifizieren.

3.1 Paketebene

Zunächst ist festzuhalten, dass klassische Maße, die sich auf die Paketebene beziehen, weiterhin ihre Bedeutung haben. Dies gilt nicht zuletzt deshalb, weil im Netz nur die IP-Schicht sichtbar ist und somit dort nur diese Maße bestimmt und z. B. für adaptive Verkehrsmanagement-Mechanismen genutzt werden können. Zu den klassischen Metriken gehören in erster Linie die Paketverlusthäufigkeit sowie Mittelwert, Verteilung und Quantile der Paketverzögerung, aber auch systembezogene Maße wie die Auslastung von Links oder Warteschlangenlängen. Für eine Beschreibung der Leistungsfähigkeit eines Systems reichen diese aber nicht aus.

3.2 Transportebene

Insbesondere im Fall von elastischem Verkehr, der auf der Verwendung von TCP basiert, ist es einerseits notwendig, die Eigenschaften von TCP wie z. B. seine Adaptivität an den Netzzustand zu modellieren [13], andererseits aber auch die Leistung aus der Sicht des TCP-Nutzers anzugeben. Die sich daraus ergebenden Metriken hängen allerdings stark von dem für TCP-Verkehr verwendeten Modell ab.

3.2.1 Ungesättigte TCP-Quellen

Das lange Zeit bei der Untersuchung von TCP-Verkehr vorherrschende Modell geht von einer festen Zahl von persistenten TCP-Verbindungen aus, die im gesamten betrachteten Untersuchungszeitraum aktiv sind. Dabei handelt es sich um ungesättigte Quellen (*greedy Sources*), von denen angenommen wird, dass sie permanent Daten zu senden haben. Das aussagekräftigste Dienstgütemaß auf der Basis eines solchen Modells ist der mittlere Durchsatz. Zwar kann unter stark vereinfachenden Annahmen im Hinblick auf das Netzmodell (unkorrelierte Verluste) der Zusammenhang zwischen mittlerem Durchsatz und Metriken der Paketebene (Verlusthäufigkeit, mittlere Verzögerung) angegeben werden [17]. Jedoch sind im Allgemeinen Verlusthäufigkeit und Verzögerung für sich allein wenig aussagekräftig und dürfen vor allem im Hinblick auf eine Systemoptimierung nicht fehlinterpretiert werden. So müssen z. B. Versuche scheitern, durch eine Puffervergrößerung bei unveränderter Bandbreite (im Sinne von Datenrate) eines Engpass-Links eine Reduktion der Verluste und damit eine Leistungssteigerung herbeizuführen. Zwar wird die Verlusthäufigkeit tatsächlich zurückgehen, allerdings zum einen nicht so drastisch wie im Fall von Systemen ohne Rückkopplung und zum anderen auf Kosten einer erhöhten Verzögerung, sodass mit dieser Maßnahme – zumindest über einen weiten Bereich der Puffergröße – praktisch keine Steigerung des Durchsatzes und damit der für den Nutzer wahrnehmbaren Leistung zu erzielen ist.

Bei einer detaillierteren Betrachtung des Durchsatzes kommt man zu einer weiteren Unterteilung in unterschiedliche Maße. Für die Dienstgüte von oberstem Interesse ist der Nutzdurchsatz, d. h. die Verkehrsmenge, die im Mittel pro Zeiteinheit über TCP übertragen werden kann. Abgesehen vom Protokoll-Overhead ist der Nutzdurchsatz weitgehend identisch mit der mittleren Rate, mit der Daten beim Empfänger eintreffen. Geringe Unterschiede ergeben sich jedoch durch unnötige

Wiederholungen (*false Retransmits*). Eine weitere Größe, die in diesem Zusammenhang häufig verwendet wird, ist die Senderate. Diese kann sich, bedingt durch Verluste im Netz, von der Rate beim Empfänger erheblich unterscheiden.

Neben dem Durchsatz spielt in einem Modell mit Überlagerungsverkehr aus ungesättigten TCP-Quellen außerdem die Fairness eine Rolle. Als Maß für die Unterschiede in dem von einzelnen Verbindungen erfahrenen Durchsatz kann der in [12] definierte Fairness-Index oder auch der damit zusammenhängende Variationskoeffizient der Einzeldurchsätze herangezogen werden. In einem Modell mit persistenten Verbindungen wird man allerdings feststellen, dass die Fairness – im Fall von homogenen Quellen – mit zunehmender Dauer der Untersuchung zunimmt. Daher empfiehlt es sich, den Fairness-Index auf ein bestimmtes Zeitintervall zu beziehen, was gleichzeitig die Aufdeckung von kurzzeitiger Unfairness ermöglicht.

3.2.2 Dynamischer TCP-Verkehr

Ausgehend von Modellen mit persistenten TCP-Verbindungen wurden zahlreiche Verkehrsmanagement-Mechanismen wie aktive Puffermanagement-Verfahren entwickelt. Inzwischen haben jedoch Untersuchungen ergeben, dass die Berücksichtigung von kurzen TCP-Verbindungen, wie sie vor allem für WWW-Verkehr typisch sind, im Modell eine drastische Änderung des Systemverhaltens ergibt und manche Effekte, die in einem statischen Modell auftreten, weitgehend verschwinden lässt [13]. Es ist also notwendig, die Dynamik in der TCP-Verbindungscharakteristik zu modellieren und gleichzeitig geeignete Metriken für ein solches Modell zu finden, in dem einzelne Bursts, die z. B. Elemente einer WWW-Seite repräsentieren, mit Hilfe von TCP übertragen werden.

Ein ebenso einfach zu handhabendes wie gebräuchliches Modell stellt das ursprünglich in [20] vorgestellte dar, bei dem ein $M/G/\infty$ -Modell zur Charakterisierung der TCP-Verbindungsebene verwendet wird. Darin wird das Ankunftsverhalten von TCP-Verbindungen durch einen Poisson-Prozess mit Rate λ beschrieben, während die innerhalb einer Verbindung zu übertragende Datenmenge B einer bestimmten Verteilung mit Erwartungswert b gehorcht. In Anlehnung an Messungen wird zur Charakterisierung von B häufig eine Pareto-Verteilung verwendet, was schließlich zu selbstähnlichem Verkehr führt.

Wie im Fall der persistenten Quellen stellt der Durchsatz eine wichtige Größe dar. Jedoch macht hier die Betrachtung des Summendurchsatzes keinen Sinn, da sich im stationären Fall dafür die über die Modellparameter festgelegte mittlere Datenrate $m = \lambda \cdot b$ ergeben wird. Stattdessen bietet sich der innerhalb einer Verbindung beobachtete Durchsatz G als Zufallsvariable an. Für eine statistische Auswertung liegt zunächst der Mittelwert von G nahe, der jedoch den Nachteil hat, dass die für Bursts unterschiedlicher Größe erhaltenen Werte gleichwertig in die Mittelwertbildung eingehen. Mehr Aufschluss gibt daher meist der bedingte Mittelwert $g(s)$ unter der Voraussetzung, dass die Burstgröße den Wert s hat. Alternativ kann bei der Betrachtung des Mittelwerts oder der Verteilung eine Gewichtung mit der Burstgröße sinnvoll sein.

Für die Dienstgüte aus Sicht des Anwenders ist mehr noch als der Durchsatz die Transferzeit T für ein Objekt relevant, da sie eine wichtige Komponente seiner Wartezeit darstellt [6]. Die Transferzeit hängt mit dem Durchsatz über die Beziehung $T = B/G$ zusammen. Auch hier gibt neben Mittelwert und Verteilung der bedingte Mittelwert $t(s)$ unter der Voraussetzung einer gegebenen Burstgröße s einen guten Einblick in das Systemverhalten.

Während es sich im Fall der auf einen Burst bezogenen Transferzeit und des Durchsatzes um absolute Metriken handelt, wird in [5] mit dem so genannten *Fun Factor* ein relatives Gütemaß eingeführt. Als Bezugsgröße wird dabei allgemein der Wert einer absoluten Größe herangezogen, der sich im Idealfall, i. d. R. also unter der Voraussetzung eines unbelasteten Systems, ergeben würde (z. B. maximaler Durchsatz G_{max} oder minimale Transferzeit T_{min}). Der Fun Factor nimmt somit stets Werte im Bereich zwischen 0 und 1 an, wobei der Wert 1 „maximalen Fun“ anzeigt.

Bei der Anwendung auf das betrachtete Modell für dynamischen TCP-Verkehr ergeben sich eine Reihe möglicher Definitionen [2]. Neben der Zufallsvariablen für den Fun Factor

$$\Phi = \frac{G}{G_{max}} = \frac{T_{min}}{T} \quad (1)$$

wird auch die reziproke Variable

$$\Delta = \frac{1}{\Phi} = \frac{T}{T_{min}} \quad (2)$$

betrachtet, die als *Delay Factor* bezeichnet wird. Insbesondere in Bezug auf die Bestimmung des mittleren Fun Factors macht es einen Unterschied, ob die Mittelwertbildung über Φ oder über Δ erfolgt. Exemplarisch werde hier der mittlere Fun Factor φ_{Δ} herausgegriffen, den man durch Bestimmung des Mittelwerts von Δ und anschließende Kehrwertbildung erhält:

$$\varphi_{\Delta} = \frac{1}{E[\Delta]} = \frac{1}{E[T/T_{min}]} \quad (3)$$

Wie bei den absoluten Metriken hat auch hier der bedingte Mittelwert unter der Voraussetzung einer gegebenen Burstgröße

$$\varphi_{\Delta}(s) = \frac{1}{E[\Delta|B=s]} = \frac{t_{min}(s)}{t(s)} \quad (4)$$

mit Bezug auf die minimale Transferzeit $t_{min}(s)$ für einen Burst der Größe s seine Bedeutung.

3.3 Anwendungs- und Nutzerebene

Die in Abschnitt 3.2 definierten Dienstgütemaße stellen, ausgehend von den Metriken auf der Paketebene, einen ersten Schritt in Richtung einer Dienstgüte, wie sie vom Nutzer wahrgenommen wird, dar. Ein weiterer möglicher Schritt ist die Einbeziehung der Anwendungs- und Nutzerebene in die Betrachtung. Dazu gehören spezielle Anwendungsmodelle ebenso wie auf diese Modelle abgestimmte Metriken.

So sind aus der Literatur bereits zahlreiche WWW-Nutzermodelle bekannt, in denen nicht wie bei dem Modell aus Abschnitt 3.2.2 von unabhängig ankommenden TCP-Verbindungen ausgegangen wird, sondern versucht wird, die Vorgänge innerhalb einer Nutzersitzung mehr oder weniger exakt im Modell wiederzugeben [1, 9]. Dabei gilt es – gestützt durch Messungen – sowohl das Verhalten von Anwendungen (z. B. WWW-Server und -Browser) als auch das der Nutzer (z. B. deren Ungeduld [3]) nachzubilden. Gleichzeitig stellen dann auch nicht mehr die Transferdauer für einzelne Dateien und daraus abgeleitete Größen die alleinigen Maße dar. Was für den Anwender zählt, sind vielmehr Reaktionszeiten auf von ihm initiierte Ereignisse (z. B. Mausklick im WWW-Browser). Darin ist zwar die Transferzeit eine wichtige Komponente, hinzu kommen aber – wie in Abschnitt 2.4 erläutert – weitere Bestandteile wie Zeiten für DNS-Abfrage, Verbindungsaufbau, Bearbeitung der Anfrage im WWW-Server und Darstellung der Ergebnisse durch den Browser. Auch hier können neben absoluten Metriken wieder

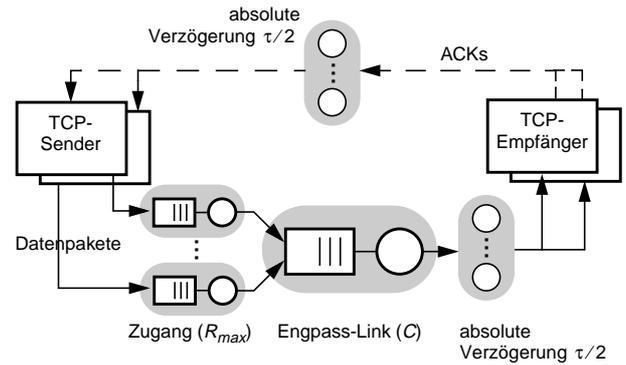


Abb. 4: TCP-Modell

von der Erwartungshaltung des Nutzers abhängige relative Maße zum Einsatz kommen [7].

Ein großes Problem solcher anwendungsbezogenen Modelle und Metriken ist jedoch die wachsende Diversifizierung. Zu den bereits zahlreichen Optionen, die auf der Transportebene in der Realität vorzufinden sind (TCP-Parameter und -Versionen), kommen allein im Beispiel WWW noch eine Vielzahl unterschiedlicher Anwendungen und Anwendungsversionen auf Client- und Server-Seite mit teilweise signifikant unterschiedlichen Eigenschaften. Darüber hinaus ist festzuhalten, dass neben WWW noch andere Anwendungen und Dienste, z. B. E-Mail, Dateitransfer und in weiten Teilen auch Streaming Media, elastischen Verkehr produzieren.

Als Alternative zum Einsatz von Anwendungs- und Nutzermodellen und daraus abgeleiteten Metriken bleibt schließlich eine Befragung der Nutzer [4]. Dieser Weg ist einerseits viel versprechend, da er eine möglicherweise unzutreffende Abbildung objektiver Maße auf eine nutzerbezogene Dienstgüte erspart. Abgesehen von den Schwierigkeiten im Zusammenhang mit der Durchführung von Erhebungen zu subjektiver Dienstgüte bleibt aber auch hier das Problem mangelnder Robustheit gegenüber bereits kleinen Änderungen von Randbedingungen wie einer neuen Programmversion.

4 ANWENDUNGSBEISPIEL

Abschließend soll am Beispiel eines einfachen, aber dennoch charakteristischen Modells gezeigt werden, wie mit Hilfe der in Abschnitt 3 vorgestellten Metriken der Transportebene das Systemverhalten für dynamischen TCP-Verkehr beschrieben werden kann.

4.1 Modell

Betrachtet werde ein System mit vielen Nutzern, bei dem via TCP Datenbursts über ein IP-Netz übertragen werden, in dem ein Link den Engpass darstellt. Abb. 4 stellt das Modell dar, auf dem die hier präsentierten Ergebnisse basieren. Der verwendete Verkehr entspricht dem in Abschnitt 3.2.2 beschriebenen dynamischen TCP-Verkehr. Für die Verteilung der Objektgröße wird hier in Anlehnung an zahlreiche Messungen [7, 8, 9] eine Pareto-Verteilung verwendet, wobei ein Erwartungswert von $b = 10^4$ Byte und ein Formparameter von $\alpha = 1,6$ gewählt wurden. Für jeden Zugang gibt es eine Beschränkung in Form einer maximalen Rate R_{max} , die z. B. einen Modemzugang repräsentiert. Im betrachteten Modell ist ein solcher Zugang als Bedieneinheit mit FIFO-Warteschlange modelliert. Der Link, der in diesem Szenario einen Engpass darstellt, wird hier ebenfalls durch eine Bedieneinheit mit FIFO-Warteschlange repräsentiert. Für den Engpass-Link wurde eine Bandbreite

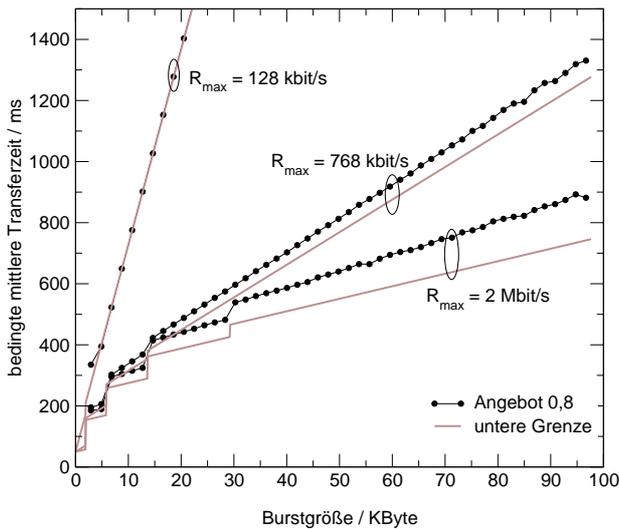


Abb. 5: Bedingte mittlere Transferzeit

von $C = 10$ Mbit/s angenommen, während R_{max} in den Studien variiert wird. Die konstante Verzögerung in der Hin- und Rückrichtung repräsentiert die Signallaufzeit sowie die Bearbeitungszeit in den Endgeräten. Als Summe wurde dabei ein Wert von $\tau = 100$ ms gewählt. Für die TCP-Parameter wurden weitgehend die in [2] angegebenen Werte übernommen.

4.2 Ergebnisse

Auf der Basis des vorgestellten Modells wurden eine Reihe von Simulationsstudien durchgeführt. Zunächst soll dabei mit der mittleren Transferzeit ein absolutes Maß betrachtet werden. In Abb. 5 ist die bedingte mittlere Transferzeit bei einem Angebot von $m/C = 0,8$ für unterschiedliche Zugangsraten über der Burstgröße aufgetragen. Dargestellt ist ferner die untere Grenze für die Transferzeit, also die Transferzeit, die sich in einem unbelasteten Netz ergeben würde. Diese kann analytisch bestimmt werden [2]. Zu erkennen ist, dass die Werte für ein System mit Angebot 0,8 nicht wesentlich höher sind als die untere Schranke, auch wenn sich der Unterschied mit zunehmender Zugangsrates vergrößert. Ebenfalls für größere Zugangsrates wird der stufenartige Anstieg deutlich. Dieser wird durch den *Slow Start*-Mechanismus von TCP am Beginn der Übertragung verursacht, der einen exponentiellen Anstieg der Anzahl gesendeter, aber noch nicht bestätigter Pakete über der Zeit bewirkt. Besonders in dem Bereich, in dem diese Anzahl noch gering ist, muss immer eine Zeitspanne, die in der Größenordnung von τ liegt, gewartet werden, bis eine Bestätigung eintrifft und wieder neue Pakete gesendet werden können. Damit ergibt sich eine Unterteilung eines Transfers in so genannte Runden, wobei die Anzahl benötigter Runden direkt durch die Burstgröße bestimmt wird. Bei steigender Burstgröße folgt daraus an den Stellen, an denen eine zusätzliche Runde erforderlich wird, ein sprunghafter Anstieg der Transferzeit. Ähnliche Ergebnisse wie in Abb. 5 sind auch in [21] zu finden.

In Abb. 5 wird jedoch auch der Nachteil der Verwendung eines absoluten Maßes wie der bedingten mittleren Transferzeit deutlich: Der Wertebereich hängt stark von den Randbedingungen, in diesem Fall von der Zugangsrates, ab. Die absoluten Werte für sich – ohne den Bezug zur unteren Grenze – geben also keinen Aufschluss darüber, inwieweit Maßnahmen an der Engpassstelle, z. B. eine Vergrößerung der Bandbreite und damit eine Reduzierung der Last auf dem Engpass-Link, eine Dienstgüteverbesserung bewirken können. Daher wird in

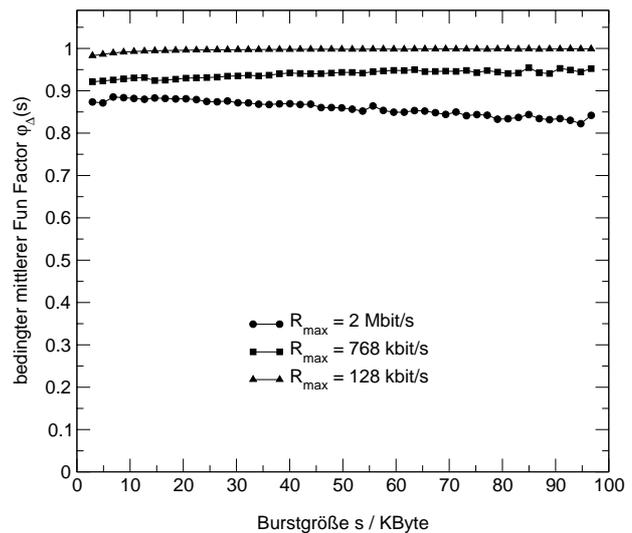


Abb. 6: Bedingter mittlerer Fun Factor für Angebot 0,8

Abb. 6 der aus den Kurven in Abb. 5 resultierende bedingte mittlere Fun Factor $\phi_{\Delta}(s)$ nach Gleichung (4) für unterschiedliche Zugangsrates dargestellt. Dieses Maß ist nun in der Lage, die absoluten Werte in Bezug zu den Erwartungen des Nutzers zu setzen, und liefert deshalb für alle Zugangsrates Werte im Bereich zwischen 0 und 1. Zu erkennen ist außerdem ein von der Burstgröße nahezu unabhängiger Verlauf.

Der oben erwähnte geringe Unterschied zwischen einem System mit Angebot 0,8 und einem leeren System wird auch in Abb. 6 durch die relativ nahe bei 1 liegenden Werte von $\phi_{\Delta}(s)$ sichtbar. Dabei wird deutlich, dass der mittlere Fun Factor für höhere Zugangsrates kleiner ist. Damit spiegelt der Fun Factor durchaus das Benutzerempfinden angemessen wieder, denn Nutzer mit höherer Zugangsrates haben auch größere Erwartungen an die erhaltene Bandbreite, die somit unter gleichen Lastbedingungen schwieriger zu erfüllen sind. Aus der Sicht des Netzbetreibers bedeutet das in diesem Szenario, dass eine Optimierung im Netz für Nutzer mit geringer Zugangsrates kaum Verbesserungen bringen wird.

Die in Abb. 7 dargestellten Verteilungsfunktionen von Φ zeigen als Ergänzung zu Abb. 6, dass der Fun Factor – anders als die nahe bei 1 liegenden bedingten Mittelwerte vermuten lassen – auch kleinere Werte mit nicht vernachlässigbarer Wahrscheinlichkeit annehmen kann. So kann man z. B. erkennen, dass bei einer Zugangsrates von 2 Mbit/s bei fast 1% aller Transfers der Fun Factor kleiner ist als 0,2, d. h. der Transfer mehr als fünfmal so lange dauert wie im Idealfall. Der unregelmäßige Verlauf der Verteilungsfunktionen kann dadurch erklärt werden, dass die Transferzeit sprunghaft ansteigt, falls ein Paket verloren geht und folglich wiederholt werden muss. Vor allem bei kurzen Bursts löst ein solcher Verlust häufig einen Timeout aus. Dadurch wird die Übertragungsdauer signifikant erhöht, was den „Fun“ deutlich schmälert. Dies offenbart gleichzeitig aber auch eine Schwachstelle der Darstellung nach Abb. 7, nämlich die Überbetonung von kurzen Bursts. Denn bei diesen kann es unter Umständen sein, dass die Transferzeit zwar deutlich über dem Minimalwert, aber dennoch in einem Bereich liegt, in dem sie nicht zu einer nennenswerten Beeinträchtigung der vom Nutzer wahrgenommenen Dienstgüte führt. Abhilfe können, wie in Abschnitt 3.2.2 angedeutet, eine Gewichtung mit der Burstgröße oder erweiterte Fun Factor-Definitionen in Anlehnung an [7] schaffen.

Während in den bisher vorgestellten Studien nur der Lastpunkt 0,8 diskutiert worden ist, wird in Abb. 8 ϕ_{Δ} über dem Angebot

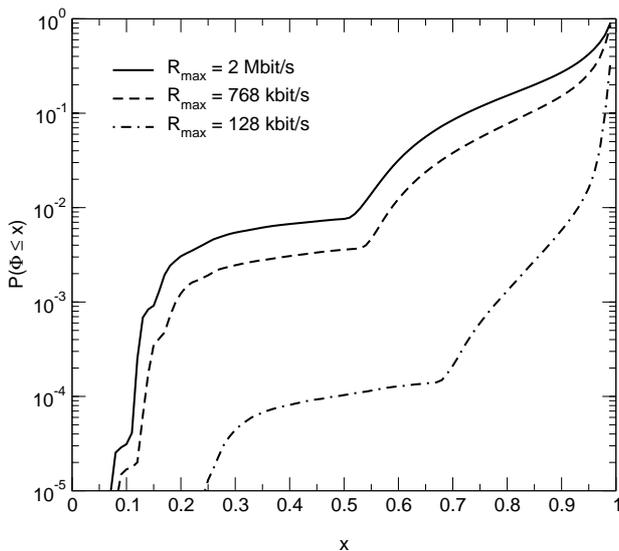


Abb. 7: Verteilungsfunktion des Fun Factors für Angebot 0,8

aufgetragen. Zu sehen ist, dass der mittlere Fun Factor für alle Zugangsraten mit steigendem Angebot abnimmt. Hierbei tritt der Abfall für die Kurve mit der geringsten Zugangsrate erst sehr spät ein, ist dafür aber am steilsten. Das bedeutet, dass in diesem Fall die erwartete Dienstgüte in weiten Teilen des Angebotsbereichs der erwarteten entspricht, um dann bei Annäherung an die Stabilitätsgrenze steil abzufallen.

5 ZUSAMMENFASSUNG UND AUSBLICK

Das Internet als erstes weltweit verfügbares digitales Vermittlungsnetz hat uns vor Augen geführt, dass die in den letzten Jahrzehnten am grünen Tisch erfundenen Dienste und Anwendungen in der Wirklichkeit ganz anders auftreten und Migrationspfade beschreiten, die sich noch vor 15 Jahren niemand vorgestellt hatte. Der Begriff der Dienstgüte muss daher ebenso wie Metriken zur Quantifizierung derselben seit der Blüte des Internet in einem neuen Licht betrachtet werden. Dabei haben klassische Metriken, die der Paketebene zuzuordnen sind, weiterhin ihre Bedeutung, reichen aber zur Beurteilung der Leistungsfähigkeit von Systemen nicht aus. Insbesondere im Fall von elastischem Internetverkehr muss die Transportebene sowohl bei der Modellierung als auch bei der Definition von Metriken berücksichtigt werden, da das Systemverhalten durch das Transportprotokoll mit seinen adaptiven Mechanismen wesentlich beeinflusst wird.

Diese Metriken müssen auch bei der Entwicklung von Konzepten und Architekturen zur Bereitstellung von Dienstgüte im Internet Beachtung finden. Dies gilt sowohl für die Formulierung von Dienstgüteanforderungen als auch im Hinblick auf die Entwicklung und Beurteilung von Verkehrsmanagement-Mechanismen zur Umsetzung der Anforderungen. Dabei bieten durchaus auch bestehende Ansätze, wie z. B. die DiffServ-Rahmenarchitektur, Potenzial zur Integration solcher Metriken und darauf aufbauender Verfahren.

LITERATUR

[1] P. Barford, M. Crovella: "Generating representative Web workloads for networks and server performance evaluation." *Proceedings of ACM SIGMETRICS '98*, Madison, June 1998, pp. 151-160.
 [2] S. Bodamer, K. Dolzer: *QoS metrics for elastic IP traffic*, Internal Report No. 37, IND, University of Stuttgart, June 2001.
 [3] T. Bonald, J. Roberts: "Performance modeling of elastic traffic in overload." *Proceedings of ACM SIGMETRICS 2001*, Cambridge, MA, June 2001, pp. 342-343.

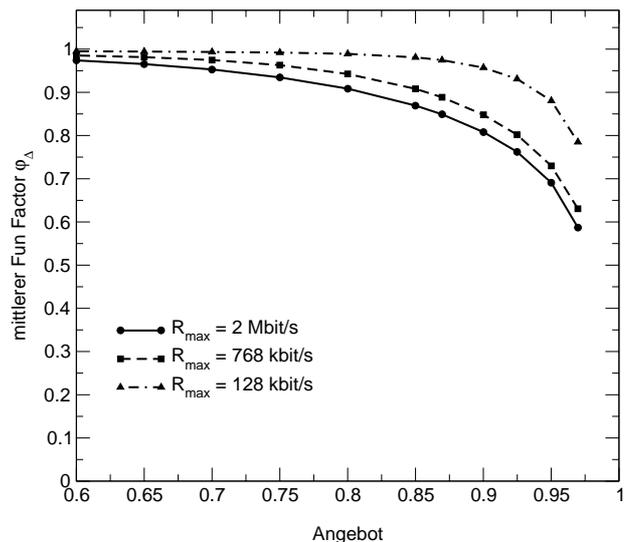


Abb. 8: Mittlerer Fun Factor in Abhängigkeit von der Last

[4] A. Bouch, M. A. Sasse: "Network quality of service: what do users need?." *Proceedings of the 4th International Distributed Conference (IDC '99)*, Madrid, Sep. 1999, pp. 78-90.
 [5] J. Charzinski: "Fun factor dimensioning for elastic traffic." *Proceedings of the 13th ITC Specialist Seminar on IP Traffic Measurement, Modeling and Management*, Monterey, CA, Sep. 2000, pp. 11.1-11.9.
 [6] J. Charzinski: "Web performance in practice – why we are waiting." *AEÜ International Journal of Electronics and Communications*, Vol. 55, No. 1, Jan. 2001, pp. 37-45.
 [7] J. Charzinski: "Measured HTTP performance and fun factors." *Proceedings of the 17th International Teletraffic Congress (ITC 17)*, Salvador da Bahia, Brazil, Dec. 2001, pp. 1063-1074.
 [8] J. Charzinski, J. Färber, N. Vicari: "IP Verkehrsmessung und Lastmodellierung." *PIK*, 2002.
 [9] H.-K. Choi, J. O. Limb: "A behavioral model of Web traffic." *Proceedings of the 7th IEEE International Conference on Network Protocols (ICNP '99)*, Toronto, Oct. 1999.
 [10] A. Habib and M. Abrams: "Analysis of sources of latency in downloading Web pages." *Proceedings of WebNet 2000*, San Antonio, TX, Oct. 2000.
 [11] C. Huitema, S. Weerahandi: "Internet measurements: the rising tide and the DNS snag." *Proceedings of the 13th ITC Specialist Seminar on IP Traffic Measurement, Modeling and Management*, Monterey, CA, Sep. 2000, pp. 2.1-2.10.
 [12] R. K. Jain, D.-M. W. Chiu, W. R. Haw: *A quantitative measure of fairness and discrimination for resource allocation in shared computer systems*, Technical Report DEC-TR-301, DEC Eastern Research Lab, Hudson, MA, Sep. 1984.
 [13] Y. Joo, V. Ribeiro, A. Feldmann, A. C. Gilbert, W. Willinger: "TCP/IP traffic dynamics and network performance: a lesson in workload modeling, flow control, and trace-driven simulations." *Computer Communications Review*, Vol. 31, No. 2, April 2001.
 [14] M. Kalyanakrishnan, R. K. Iyer, J. U. Patel: "Reliability of Internet hosts: a case study from the end user's perspective." *Computer Networks*, Vol. 31, Nos. 1-2, Jan. 1999, pp. 47-57.
 [15] H. Knoche, H. de Meer: "Quantitative QoS mapping: a unifying approach." *Proceedings of the 5th International Workshop on Quality of Service (IWQoS '97)*, New York, May 1997, pp. 347-358.
 [16] C. Labovitz and G.R. Malan and F. Jahanian: "Internet routing instability." *Proceedings of ACM SIGCOMM '97*, Cannes, France, Sep. 1997, pp. 115-126.
 [17] J. Padhye, V. Firoiu, D. F. Towsley, J. F. Kurose: "Modeling TCP Reno performance: a simple model and its empirical validation." *IEEE/ACM Transactions on Networking*, Vol. 8, No. 2, April 2000, pp. 133-145.
 [18] J. Padhye, S. Floyd: "On inferring TCP behavior." *Proceedings of ACM SIGCOMM 2001*, San Diego, CA, Aug. 2001.
 [19] V. Paxson: "End-to-end Internet packet dynamics." *IEEE/ACM Transactions on Networking*, Vol. 7, No. 3, June 1999, pp. 277-292.
 [20] V. Paxson, S. Floyd: "Wide area traffic: the failure of Poisson modeling." *IEEE/ACM Transactions on Networking*, Vol. 3, No. 3, June 1995, pp. 226-244.
 [21] A. Riedl, T. Bauschert, M. Perske, A. Probst: "Investigation of the M/G/R processor sharing model for dimensioning of IP access networks with elastic traffic." *Proceedings of the 1st Polish-German Teletraffic Symposium (PGTS 2000)*, Dresden, Sep. 2000, pp. 97-106.