

# Deterministische Dienste für IP-Telefonie auf Basis von DiffServ

Jean-Alexander Müller, jeanm@informatik.uni-leipzig.de

Universität Leipzig  
Institut für Informatik  
Rechnernetze und Verteilte Systeme  
Augustusplatz 10-11, 04109 Leipzig.

**Zusammenfassung. Abstrakt:** Relative Dienstgarantien des DiffServ Modells sind nicht ausreichend für Deterministische Echtzeitdienste. Zugangskontrollmechanismen erlauben absolute DiffServ, wenn eine geeignete Verkehrsrechnung zur Verfügung steht, so dass die Charakteristik der ausgehenden Datenströme bekannt ist. Die vorgestellte Verkehrsrechnung erlaubt unter der Annahme einer bekannten Ankunftscurve für alle aggregierten Einzeldatenströme, eine solche Zugangskontrolle ohne Detailwissen über die Metrik der Einzeldatenströme.

## 1 Einführung

Die Integration von Diensten für IP-Telefonie bzw. Echtzeitdiensten in IP-Netzwerken ist von besonderem Interesse. Von den gegenwärtig standardisierten Technologien zur Integration solcher Dienste erlauben ausschließlich die Integrated Services (IntServ) [1] deterministische Übertragungsdienste. Das Modell der Differentiated Services (DiffServ) bietet ursprünglich nur relative Dienstqualitäten<sup>1</sup>, die die Einhaltung bestimmter Dienstmetriken nicht garantieren können. Im Gegensatz zur IntServ können über die Charakteristik eines Einzeldatenstroms nach Durchlauf einer DiffServ-Domain keine hinreichend genauen Aussagen getroffen werden, so dass eine Ausmessung der Charakteristik oder eine Verkehrsanpassung (*shaping*) vorgenommen werden muss. Letzteres widerspricht allerdings der Philosophie der DiffServ, da dazu die Beschreibung der Metrik des Einzeldatenstroms am Egress-Punkt der DiffServ-Domain bzw. am Ingress-Punkt der nachfolgenden Domain vorliegen muss. Dies kann nicht zwingend vorausgesetzt werden, da die Zusammenarbeit verketteter DiffServ-Domains auf Basis von Dienstvereinbarungen und Dienstspezifikationen für aggregierte Datenströme beruhen. Wünschenswert ist daher der Übergang zu absoluten DiffServ, wie beispielweise in [2][3] diskutiert. Diese sollen mit Hilfe einer Zugangskontrolle deterministische Dienste auf Basis der DiffServ ermöglichen.

Deterministische Transportdienste für Echtzeitdienste auf Basis von DiffServ bedürfen einer geeigneten Verkehrsrechnung für die zur Verfügung stehenden Schedulingmechanismen. Typisch für die gegenwärtig existierende Routerlandschaft sind Warteschlangensysteme, die über wenigstens eine FIFO-Warteschlange verfügen, die gegenüber anderen Warteschlangen, gesteuert durch ihre Priorität, bevorzugt gelehrt wird.

<sup>1</sup> sog. relative DiffServ

Ziel dieses Artikels ist eine Verkehrsrechnung für eine solche Warteschlange zu entwickeln, die auf Basis aggregierter Datenströme eine Voraussage der Metrik des Einzeldatenstroms am Egress-Punkt der DiffServ-Domain ermöglicht. Es wird dabei von Einzeldatenströmen mit konstanter Bitrate und fester Paketgröße ausgegangen, wie diese für Internet-Telefonie typisch sind.

Im folgenden wird zunächst das Modell zur Verkehrsrechnung entwickelt. Anhand der entwickelten Verkehrsrechnung wird eine Effizienzbetrachtung durchgeführt, die zeigt, dass ein solcher Ansatz zur Bereitstellung von IP-Telefoniediensten eingesetzt werden kann. Die Überprüfung der Verkehrsrechnung erfolgte für ein spezielles Anwendungsszenario mit Hilfe von Simulationen deren Ergebnisse im Anschluss vorgestellt werden.

## 2 Modell

Das dieser hier zu entwickelnden Verkehrsrechnung zu Grunde liegende Modell basiert auf der Annahme von Datenquellen, die Daten mit einer feste Paketgröße  $M$  und konstanter Datenrate  $r$  generieren, sowie der Modellierung von Routern in der DiffServ-Domain durch *Link-Server*. Die Verweilzeiten von Paketen in den Eingangswarteschlangen der Router sowie die Vermittlungszeiten zwischen Eingangs- und Ausgangswarteschlange wird als konstant angenommen, so dass ausschließlich das System der Ausgangswarteschlangen  $Q_k$  eines Knotens/Routers  $k$  als Link-Server aufgefaßt wird.

Es wird angenommen, dass jedes Warteschlangensystem  $Q_k = q_i^k | i = [0..n], n > 0$  über wenigstens zwei Warteschlangen  $q_i^k$  verfügt. Die Warteschlange  $q_0^k$  sei die betrachtete FIFO-Warteschlange, die bei Vorliegen von Paketen in dieser in strikter Art bevorzugt gelehrt wird. Sei  $C^k$  die Bedienrate bzw. Link-Kapazität von  $Q_k$  und  $m$  die maximal zulässige Paketgröße der Warteschlangen  $q_i^k$  mit  $0 < i \leq n$ . Dann steht der Warteschlange  $q_0^k$  eine Mindestbedienrate  $\mu_0^k = C^k - m$  zur Verfügung [4].

Aufgrund der durch FIFO-Warteschlangen nicht zu vermeidenden Aggregation von Paketen zu Paketbursts  $b$  werden aufeinanderfolgende Pakete der aggregierten Einzeldatenströme unterschiedlich stark verzögert. Die maximale Verzögerung pro Knoten  $k$  wird als maximale Jitter  $\tau^k$  bezeichnet. Es gilt:

$$\tau^k = \frac{b - M + m}{C^k} \quad (1)$$

Falls  $\tau^k$  zu stark ansteigt, so dass für einen beliebigen Datenstrom  $f_j = (r_j, M)$  (mit  $r_j \leq r$ ) der über einen Datenpfad mit  $|K|$  Knoten läuft gilt

$$\sum_{k=1}^{|K|} \tau^k \geq \frac{M}{r_j} \quad (2)$$

so kann ein Zusammenschluss der aufeinanderfolgenden Pakete eines Datenstroms nicht ausgeschlossen werden. Wie in [5][4] diskutiert kann dies zur Instabilität des Netzwerkes führen, so dass über die Charakteristik des resultierenden Datenstroms  $f_j^*$  keine Aussagen getroffen werden können. Generell besteht derzeit für die Anwendung der

DiffServ die Problematik des fehlenden mathematischen Modells von dem sich die Charakteristik der Dienstmetrik bestimmter Dienste ableiten lässt [4]. Eine Diskussion in [4] zeigt, dass für DiffServ generell angenommen werden muss, dass die Echtzeitdiensten zur Verfügung stehenden Bedienraten im Vergleich zu den dazu benötigten Bedienraten nur gering sein dürfen<sup>2</sup>.

Ziel des hier entwickelten Modells ist daher die Vermeidung des Zusammenschlusses zweier aufeinanderfolgender Pakete eines Einzeldatenstroms. Wir nehmen an, dass für alle betrachteten Einzeldatenströme  $f_j$  gilt  $r_j \geq r$ , so dass  $\Delta = \frac{M}{r}$  die kleinste Differenz der Ankunftszeiten zweier direkt aufeinander folgender Pakete eines Einzeldatenstroms an der Quelle darstellt. Aufgrund der Darstellungen in [5] muss sichergestellt sein, dass gilt

$$\Delta > \frac{M}{r} + \sum_{k=1}^{|K|} \frac{m}{C^k} + \tau^k \quad (3)$$

Sei  $\Delta^*$  die kleinste Differenz der Ankunftszeiten zweier direkt aufeinanderfolgender Pakete eines Einzeldatenstroms. Anhand der obigen Ungleichung kann  $\Delta^*$  so klein sein, dass angenommen werden muss, dass jeweils die Pakete  $n \bmod 2$  und  $n \bmod 2 + 1$  zu einem Paketburst zusammengeschlossen werden, während  $\Delta$  für das nachfolgende Paket erhalten bleibt. Die Datenrate  $r^*$  des resultierenden Datenstroms  $f^*$  muss in diesem Fall als doppelt so groß angenommen werden. Aus diesem Grund wird obige Formel um einen Faktor  $s = 2$  erweitert:

$$\Delta \geq s * \left( \frac{M}{r} + \sum_{k=1}^{|K|} \frac{m}{C^k} + \tau^k \right) \quad (4)$$

In diesem Fall verkürzt sich  $\Delta$  höchstens um den Faktor  $1/s$ , so dass für den minimalen Paketabstand zweier direkt aufeinanderfolgender Pakete eines Einzeldatenstroms bzw. gilt:

$$\Delta^* \geq \frac{\Delta}{s} \quad (5)$$

Wie bereits oben beschrieben, gilt für die maximal zu erwartenden Rate  $r^*$  eines Einzeldatenstroms:

$$r^* \leq r * s \quad (6)$$

Im Unterschied zu obiger Formel (5) können Aussagen über den minimalen Paketabstand zweier direkt aufeinanderfolgender Pakete eines Einzeldatenstroms getroffen werden. Die Differenz zum ursprünglichen Paketabstand ist nicht größer als  $\Delta^*$ . Die Charakteristik des resultierenden Datenstroms  $f^*$  kann daher wiederum mit Hilfe eines Leaky Buckets angegeben werden, der zur Beschreibung der Ankunftsrate genutzt werden kann.

<sup>2</sup> Im Fall des von [4] betrachteten Beispiels kann die Effizienz nicht größer als 50% sein.

Es ist nun möglich die Anzahl der Einzeldatenströme  $n$ , die in einer Warteschlange  $q_i^k$  aggregiert werden können, in Abhängigkeit von der zur Verfügung stehenden Bearbeitungszeit zu berechnen. Zu diesem Zweck wird eine *worst case* Abschätzung durchgeführt. Es wird angenommen, dass  $q_i^k$  zum Zeitpunkt  $t_0$  leer ist und pro aggregiertem Einzeldatenstrom innerhalb von  $\tau^k$  genau ein Paket eintrifft. Dann kann die Anzahl der zulässigen Datenströme  $n$  unter der Maßgabe, dass eine maximale Übertragungsverzögerung pro Paket von  $\tau^k$  eingehalten wird, wie folgt berechnet werden:

$$C^k \geq \frac{n * M + m}{\tau^k} + M \quad (7)$$

$$n \leq \left\lfloor \frac{C^k * \tau^k - m}{M} \right\rfloor + 1 \quad (8)$$

Diese Berechnung kann weiter optimiert werden, wenn zusätzlich die Anzahl der pro Datenquelle in  $q_i^k$  einfließenden Datenströme und die Bedienrate dieser Datenquelle bekannt ist. Für die hier durchgeführten Betrachtungen soll dies vernachlässigt werden.

### 3 Effizienzbetrachtung

Zur Betrachtung der Effizienz wird von einem typischen Einsatzszenario [2] für IP-Telefonie in einem Intranet ausgegangen. Genutzt wird eine G.728 Kodierung [6] mit einer effektiven Paketgröße von 100 Byte ( $M = 800bit$ ) und einer Paketrate von 50pps ( $r = 40kbps$ ,  $\Delta = 20ms$ ). Es sei weiterhin angenommen, dass  $C^k$  und  $\tau^k$  für alle Knoten gleich groß sind. Tabelle 1 zeigt in Abhängigkeit von  $C^k$  (für 10, 100 und 1000Mbps) und der Pfadlänge  $|K|$  die Anzahl der Datenströme, die innerhalb der vorgegebenen Bedienzeit  $\tau = 10ms$  mit  $\tau^k = \frac{\tau}{|K|}$  bedient werden können. Die maximale Paketgröße im Intranets sei begrenzt auf  $m = (8 * 1522)Bit$ . Tabelle 2 zeigt die Auslastung der zur Verfügung stehenden Kapazität im Verhältnis zu  $C^k$ .

$ K $	10Mbps	100Mbps	1000Mbps
1	236	2486	24986
2	111	1236	12486
3	69	819	8319
4	48	611	6236
5	36	486	4986
6	27	402	4152
7	21	343	3557
8	17	298	3111
9	14	264	2764
10	11	236	2486

**Tabelle 1.** zulässige Datenströme in Abhängigkeit von Datenrate und Pfadlänge.

$ K $	10Mbps	100Mbps	1000Mbps
1	188,6	1988,6	19988,6
2	88,6	988,6	9988,6
3	55,3	655,3	6655,3
4	38,6	488,6	4988,6
5	28,6	388,6	3988,6
6	22,0	322,0	3322,0
7	17,2	274,3	2845,8
8	13,6	238,6	2488,6
9	10,8	210,8	2210,8
10	8,6	188,6	1988,6

**Tabelle 2.** Genutzte Kapazität in Kbps in Abhängigkeit von Datenrate und Pfadlänge.

Es ist deutlich zu sehen, dass sich die Anzahl der zulässigen Datenströme indirekt proportional zur zulässigen Pfadlänge verhält. Weiterhin wird sichtbar, dass die Auslastung (siehe Tabelle 2) der zur Verfügung stehenden Kapazität gering ist. Die verbleibende Kapazität steht dem Best Effort Dienst bzw. anderen Transportdiensten ohne Echtzeitanforderungen zur Verfügung. Der Paketen dieser Transportdienste maximal zugefügte Jitter ist nicht kleiner als  $\tau^k + \frac{M}{C^k}$ .

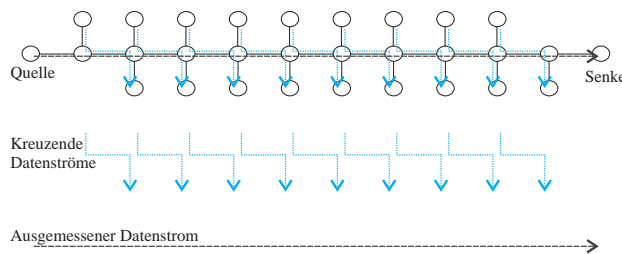
Für die Bereitstellung von IP-Telefondiensten in einem Intranet bis hin zu Intranets die über ein Backbonenetz miteinander verbunden sind erscheint die Anzahl der möglichen Datenströme als ausreichend. In Abhängigkeit vom eingesetzten Codec variiert die Zahl der konkurrierenden Datenströme. Im Vergleich zu dem genutzten G.728 Codec würde ein G.711 Codec beispielsweise mit der 50pps und der vierfachen Datenrate senden. In diesem Fall könnte ca. 54 Datenströme über 100Mbps bei einer Pfadlänge von 10 Knoten übermittelt werden. Dies entspricht der Anzahl der in [2] angenommenen Anzahl gleichzeitiger Telefoniedatenströme im Intranet.

Nicht überraschend ist die geringe Effizienz der Verkehrsrechnung. Obwohl noch Verbesserungen an der Berechnung möglich sind, ist dies doch hauptsächlich auf die Aggregation von Bursts zurückzuführen. Im Vergleich zu optimierten RSVP-Implementierungen [8], die auf Basis von IntServ eine Aggregation zu Paketburst vermeiden und mehr als 50000 Reservierungen skalierbar unterstützen, ist die Anzahl der unterstützten Einzeldatenströme, respektive Reservierungen, gering. Andererseits ist nicht zu vernachlässigen, dass die Infrastruktur für IntServ und RSVP oft nicht verfügbar ist. Mit Hilfe des entwickelten Modells für Echtzeitdienste kann der Zeitraum bis zur vollständigen Verfügbarkeit einer IntServ-Infrastruktur oder anderer skalierbarer Ansätze durchaus überbrückt werden.

## 4 Simulative Überprüfung

Zur Überprüfung des Modells bzw. der damit verbundenen Verkehrsrechnung wurde eine Anzahl von Simulationen mit dem Netzwerk Simulator NS2 [7] durchgeführt. Zur Simulation wurde das in Abbildung 1 abgebildete Netzwerk genutzt. Es besteht aus einer Anzahl von 100Mbps Links. Die Pfadlänge zwischen Quelle und Ziel ist 10. Jedes

Teilstück dieses Pfads wird in Konkurrenz zu dem ausgemessenen G.728-Datenstrom von 235 Datenströmen gleichen Typs (siehe Tabelle 1) sowie in einer niederen Prioritätsklasse (Best Effort) von je einem FTP-Datenstrom genutzt. Der FTP-Datenstrom versucht während der gesamten Simulation die für Best Effort zur Verfügung stehende Bandbreite zu nutzen, so dass die Bedienung der Sprachpakete gegebenenfalls zusätzlich durch die Bedienung eines Best-Effort-Paketes der Größe 1522 Byte verzögert wird.



**Abb. 1.** zur Simulation genutztes Netzwerk mit den Datenflussrichtungen der konkurrierenden Datenströme

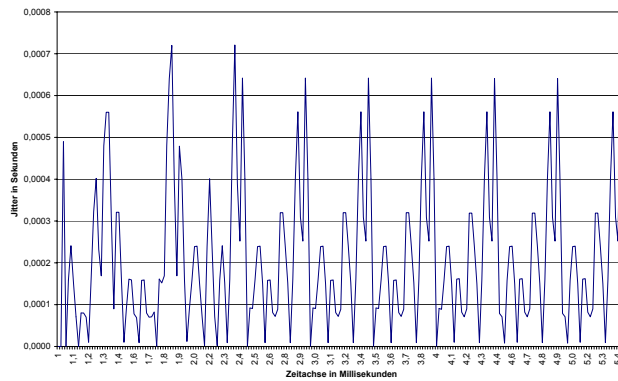
Der anhand der Verkehrsrechnung maximal erwartete Jitter  $\tau$  beträgt 10ms. In verschiedenen Simulationsläufen mit unterschiedlichen Startzeiten der konkurrierenden Datenströme wurde dieser Wert nicht überschritten. Abbildung 2 zeigt exemplarisch die Verteilung des Jitters eines Simulationslauf über 5,5 Sekunden mit einem maximalen Jitter von  $\tau = 0,721ms$ .

Die Simulationsergebnisse lassen vermuten, dass eine Optimierung der angegebenen Formel (7) wie oben angedeutet unter Einbezug der Bedienraten der vorgeschalteten Knoten möglich ist.

## 5 Zusammenfassung und Ausblick

Ausgangspunkt dieser Artikels war die Notwendigkeit der Bereitstellung deterministischer Dienste für Echtzeitdatenströme auf Basis von DiffServ. Mit Hilfe des entwickelten Modells ist es möglich, für Einzeldatenströme, die eine vorgegebene Datenrate und Paketgröße nicht überschreiten eine zur Zugangskontrolle nutzbare Verkehrsrechnung zu entwickeln, die ausschließlich mit der Anzahl der eingehenden Einzeldatenströme auskommt und sicherstellt, dass eine Ankunftscurve berechnet werden kann zu der die Pakete jedes Einzeldatenstroms konform sind.

Am Beispiel von IP-Telefoniediensten konnte gezeigt werden, dass das Modell geeignet ist, die Telefoniedienste eines Intranets und gegebenenfalls mehrerer miteinander verbundener Intranets ohne erneute Verkehrsanpassung per Einzeldatenstrom bereitzustellen. Das Berechnungsmodell selbst läßt zudem noch Spielraum für Optimierungen, so dass ein größeres Gebiet des Internets abgedeckt werden könnte. Diese Optimierungen sind Gegenstand weiterer Untersuchungen.



**Abb. 2.** Verteilung der Jitter des ausgemessenen Datenstroms für das in Abbildung 1 dargestellte Netzwerk

## Literatur

1. R. Guérin, V. Peris, *Quality-of-service in packet networks: basic mechanisms and directions*, Computer Networks 31 (1999) 169-189
2. U. Fiedler, P. Huang, B. Plattner, *Towards Provisioning DiffServ Intra-Nets*, IWQoS 2001
3. S. Wang, D. Xuan, R. Bettati, W. Zhao, *Providing Absolute Differentiated Services for Real-Time Applications in Static Priority Scheduling Networks*, INFOCOM 2001
4. J-Y. Le Boudec, P. Thiran, *NETWORK CALCULUS: A Theorie of Deterministic Queueing Systems for the Internet*, Springer Verlag, LNCS 2050
5. M. Andrews, *Instability of fifo in session-oriented networks*, SODA 2000
6. CISCO TechNotes, *Voice Over IP - Per Call Bandwidth Consumption*, [http://www.cisco.com/warp/public/788/pkt-voice-general/bwidth\\_consume.html](http://www.cisco.com/warp/public/788/pkt-voice-general/bwidth_consume.html) 28.06.2002
7. The Network Simulator - ns-2, <http://www.isi.edu/nsnam/ns/> 28.06.2002
8. M. Karsten, *QoS Signaling and Charging in a Multi-service Internet using RSVP*, Dissertationsschrift, TU Darmstadt, 2000