Eine Methode zur Garantie der Verzögerungsgrenze für die Echtzeit-Daten-Übertragung in ATM-Netzen

Hoang Dang Hai
Institut für Praktische Informatik
E-Mail: hoang@prakinf.tu-ilmenau.de

Zusammenfassung

Eine Methode zur Garantie der Verzögerungsgrenze für die Echtzeit-Daten-Übertragung in ATM-Netzen wird mit dem Adaptiven Bandbreiten-Scheduler vorgeschlagen. Bei dieser Methode ist kein spezifisches Verkehrsmodell notwendig. Die Anwendungen werden als unbekannt vorgenommen und mit dem Leaky-Bucket beschränkt. Wir zeigen in diesem Artikel eine Möglichkeit, die Dienstgüte der Echtzeit-Anwendungen mit einem Adaptiven Bandbreiten-Scheduler zu garantieren.

1 Motivation

Anwendungen in ATM-Netzen können in zwei Hauptgruppen klassifiziert werden: mit und ohne Echtzeit-Forderung. Die Übertragung der Echtzeit-Datenströme unterliegt Zeit- und anderen Dienstgüteanforderungen, die streng eingehalten werden sollen. Da die Gütegarantie der Echtzeit-Anwendungen mit der konventionellen Fenster-basierten Flußkontrolle nicht eingehalten werden kann, wurde der Rate-basierte Kontroll-Mechanismus entwickelt, der keine Feedback-Bestätigung benötigt [5]. Bei diesem Verfahren muß das Netz in der Lage sein, eine geforderte Bandbreite (oder eine Daten-Rate) für jeden Echtzeit-Datenstrom zu verteilen und zu garantieren.

Es ist schwierig, Zeitforderungen zusammen mit anderen Güteparametern zu sichern, weil die Verkehrspattern der Anwendungen meist unbekannt sind und weil Datenströme mit unterschiedlichen Güteparametern gemeinsam an einem Link-Ausgang des Knotens multiplexieren sollen. Verzögerungsschwankungen können bei der Ausgabe im Knoten auftreten und das Zeitverhalten der Datenströme verändern. Auch diese Schwankungen machen das Problem der Dienstgüte-Garantie noch schwieriger.

ATM-Netz ist verbindungsorientiert. Das bedeutet eine definierbare und begrenzte Link-Verzögerung für jede Zelle. Ohne diese Eigenschaft können die Echtzeit-Garantien nicht bestimmbar sein. Außerdem ist es für die Anwendungen erforderlich, ihre Verkehrseigenschaften und Dienstgüteforderungen beim Verbindungsaufbau zu charakterisieren, damit das Netz die von der Anwendung geforderten Dienstgüte garantieren kann.

Die Zellen der verschiedenen Anwendungen werden zusammen zu einem Link-Ausgang des Knotens ausgegeben. Der Scheduling-Mechanismus beim Link-Ausgang ist daher sehr kritisch, weil er die Reihenfolge der Zellen von unterschiedlichen Verbindungen bestimmt. Wir wollen es in diesem Artikel als Bandbreiten-Scheduling-Mechanismus bezeichnen.

Typische bekannte Scheduling-Schemata wurden entworfen: Delay-EDD[2], RCSP[7], VirtualClock[8], PGPS[6], HRR and Stop-and-Go (Zusammenfassung in [9]). Solche Verfahren benötigen am meisten die Methode der statischen Prioritätszuordnung und ein spezielles Verkehrsmodell zur Beschreibung der Datenquellen. Die Gütegarantie wird in Form der Modellparameter dargestellt, mit denen die vorhandenen Verfahren die dynamischen Eigenschaften der Quellen nicht beschreiben können. Den bekannten Verfahren fehlt mindestens eine der geforderten Eigenschaften des Scheduling-Mechanismus: Garantie der Dienstgüte,

Isolation der Verbindungen, Faire Verteilung der Bandbreite, Flexibilität, und einfache Implementation.

In diesem Artikel wollen wir eine Methode zur Garantie der Verzögerungsgrenze für die Echtzeit-Daten-Übertragung vorschlagen, bei der wir ein Adaptives Bandbreiten-Scheduling [3][4] zusammen mit einem Leaky-Bucket-Filter koordinieren.

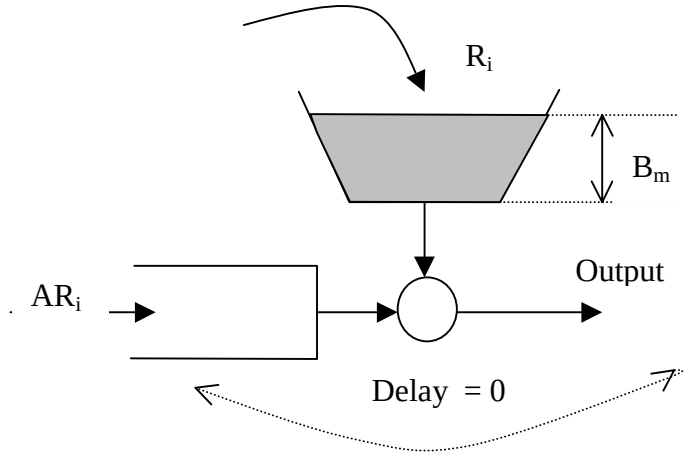
2 Analyse der Leaky-Bucket-Beschränkung

In der Abb. 1 wird ein Leaky-Bucket-Filter gezeichnet. Die folgende Gleichung zeigt, wie die Bucket-Größe überwacht wird:

$$B(TA^1) = B_m - L$$

$$B(TA^k) = \min \{ B_m , B(TA^{k-1}) + (TA^k - TA^{k-1}) R_i \} - L$$

wobei L die Länge einer ATM-Zelle ist. Mit der Leaky-Bucket-Beschränkung der Verbindungen kann die obere Verzögerungsgrenze der Zellen in dem Bandbreiten-Scheduler garantiert werden, die in den nächsten Abschnitten erläutert wird.



Bm = Maximale Bucket size

Ri = Füll-Rate des Buckets

$B(i)$ = Größe des Buckets (bits) bei der Ankunftzeit i .

Abb 1: Die Leaky-Bucket-Beschränkung

Zur Untersuchung des Bandbreiten-Schedulers benutzen wir das Dekompositionsverfahren, mit dem wir den Scheduler in M Virtual Scheduler zerlegen können. Ein Virtual Scheduler bearbeitet nur die Zellen einer Verbindung mit einer Service-Rate Ri, welche gleich der zugeteilten Rate der Verbindung i ist (Abb. 2). M ist die Anzahl der momentanen backlog Verbindungen im System.

Lemma 1*: Die Zeitbeziehung zwischen der Ankunft (TA) und der Ausgabe (TD) der Zellen in einem Virtual Scheduler mit der Rate R_i ist:*

$$TD_i^1 = TA_i^1 + TX_i$$

$$TD_i^k = \max(TA_i^k , TD_i^{k-1}) + TX_i$$

Der Beweis dieses Lemmas wurde in [3] angegeben. Mit Hilfe dieses Lemmas können wir folgende Beziehung herleiten:

$$TD_i^k \le TA_i^k + \frac{B_m - B(TA_i^k)}{g_i} \le TA_i^k + \frac{B_m - B(TA_i^k)}{R_i}$$

Die maximale Verzögerung für Verbindungen mit Leaky-Bucket-Beschränkung (R_i , B_m) im Virtual Scheduler ist:

$$D_i \le \frac{B_m}{g_i} \le \frac{B_m}{R_i}$$, wobei g_i die momentane Service-Rate der Verbindung i ist.

Die maximale Verzögerungszeit der Zellen ist damit bestimmbar.

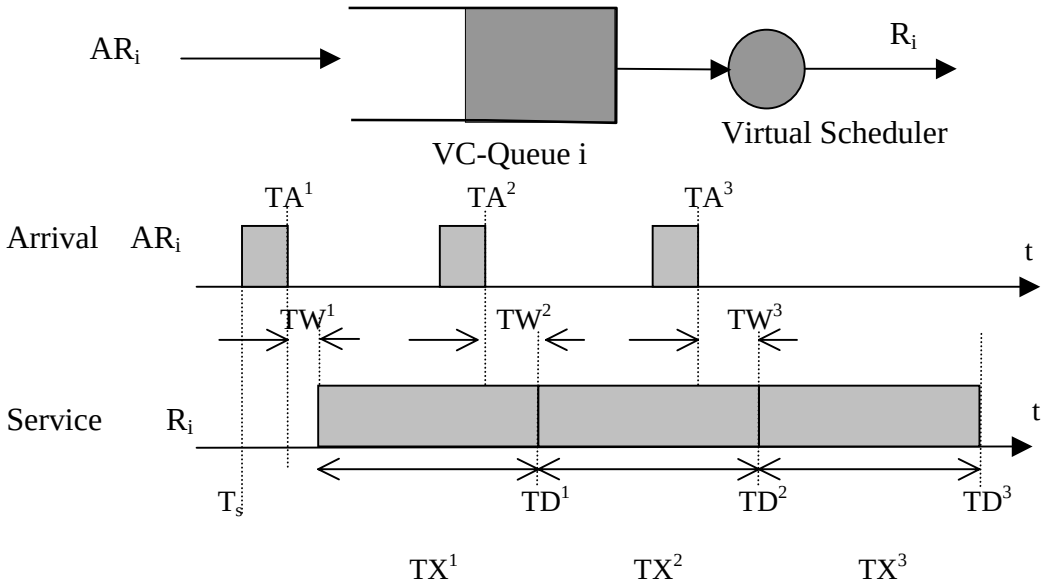


Abb 2: Der Virtual Scheduler und seine Service

3 Das Adaptive Bandbreiten-Scheduling-Verfahren

Der Adaptive Bandbreiten-Scheduler wird anhand eines flüssigen Modells entwickelt, um die idealen Eigenschaften des flüssigen Modells nachzubilden [3][4]. Die Nachbildung wird so realisiert, daß die Ankunft- und Ausgabezeiten der Zellen im flüssigen Modell als Zeitstempel für die Zellen im Cell-by-Cell-System benutzt werden sollen und die Zellen in der aufsteigenden Reihenfolge der Zeitstempel übertragen werden. Weiterhin, da Zustände der Verbindungen nur von HOL-Zellen abhängig, definieren wir Zeitstempel (Zustandsmarke) für jede Verbindung (d.h. jede VC-Warteschlange). Diese Zeitstempel können auch als Fluß-Marke bezeichnet werden.

Die Definition der Zeitstempel ist folgendes:

$$\alpha(0) = L / C \text{ (Anfang einer System-Busy-Periode)}$$
$$ST_i = max (FT_i , TA_i^k)$$
$$\alpha(TA_i^k) = \alpha + R_i L / C$$
$$FT_i = ST_i + \alpha(TA_i^k) / R_i$$

Dabei ist ST die Start-Marke, FT die Ausgabe-Marke einer Verbindung. $\alpha()$ ist ein Systemparameter, das bei jedem Zustandwechsel einer VC-Warteschlange zu berechnen ist.

Der Scheduling-Algorithmus beinhaltet 4 Ereignisse: 1) Initialisierung, 2) Verbindungsaufbau, 3) Ankunft der Zelle, 4) Ausgabe der Zelle.

Die Berechnung der Zeitstempel (Fluß-Marken) erfolgt wesentlich bei der Ankunft der Zellen, somit hat der Scheduler nur eine einfache Aufgabe bei jedem Ausgabe-Slot, eine Zelle mit der entsprechenden Fluß-Marke auszugeben.

In [4] wurde gezeigt, daß eine Verzögerungsgrenze für die Echtzeit-Daten-Übertragung mit der Zusammenschaltung des Adaptiven Bandbreiten-Schedulers und des Leaky-Bucket-Filters garantiert werden kann. Die maximale Verzögerungszeit der Zellen der LB-beschränkten Verbindungen (Ri,Bm) im System ist:

$$D_i^k \leq \frac{B_m}{g_i} + \frac{L}{C} \leq \frac{B_m}{R_i} + \frac{L}{C}$$

und die maximale Ende-zu-Ende Verzögerungsgrenze entlang N Knoten ist:

$$D_i^{1,N} \leq \frac{B_m}{R_i} + (N-1)\frac{L}{R_i} + N\frac{L}{C} + \sum_{n=1}^{N}\Pi_n$$

wobei Π_n die Verzögerungszeit des Ausgang-Links am Knoten *n* ist.

4 Zusammenfassung

Eine Methode zur Garantie der Verzögerungsgrenze für die Echtzeit-Daten-Übertragung in ATM-Netzen wird mit der Koordination von einem Adaptiven Bandbreiten-Scheduler und einem Leaky-Bucket-Filter vorgeschlagen. Bei dieser Methode ist kein spezifisches Verkehrsmodell notwendig. Die Anwendungen werden als unbekannt vorgenommen und die einzige Forderung ist die Leaky-Bucket-Beschränkung der Anwendungen. Es ist möglich, mit der Methode die Dienstgüte der Echtzeit-Anwendungen zu garantieren. Bei der Methode werden keine Zeitstempel für die einzelnen Zellen, sondern nur Fluß-Marke für jede Verbindung verwendet. Die Berechnung der Flußmarke wird damit vereinfacht, so daß die Methode für Hochgeschwindigkeit geeignet ist.

Literatur

[1] C. Duenkel, Intervallbasierte Echtzeituebertraggungssteuerung, *Dissertation*, TU Ilmenau, 1997.

[2] D. Ferrari, D.C. Verma, A Scheme for Real-Time Channel Establishment in Wide-Area Networks, *IEEE Journal on Select. Areas in Comm.*, Vol.8, No.3, 1990.

[3] HD.Hai, Adaptive Bandwidth Scheduling for B-ISDN, *HPCN´98*, Amsterdam, Apr.1998.

[4] HD.Hai, Adaptive Bandwidth Scheduling for B-ISDN, *IWK´98*, TU Ilmenau, Sept. 1998.

[5] R. Jain, Congestion Control and Traffic Management in ATM-Networks: Recent Advances and a Survey, *Computer Networks and ISDN Systems Journal*, Oct. 1996.

[6] A.K. Parekh, R.G. Gallager, A Generalized Processor Sharing Approach to Flow Control in Integrated Services Networks: The Single-Node Case, *IEEE/ACM Trans. On Networking*, Vol.1, No.3, 6/1993.

[7] H. Zhang, D. Ferrari, Rate-Controlled Static-Priority Queueing, *Proc. of IEEE INFOCOM´93*.

[8] L. Zhang, VirtualClock: A New Traffic Control Algorithm for Packet-Switched Networks, *ACM Trans. On Computer Systems*, Vol.9, No.2, 5/1991, p.101-124.

[9] H. Zhang, Service Disciplines for Guaranteed Performance Service in Packet-Switching Networks, *Proc. of IEEE*, Vol.83, No.10, 1995.