STUDIA INFORMATICA 2003
Volume 24 Number 2A (53)

Tomasz MOLIK, Andrzej BARTOSZEWICZ
Politechnika Łódzka, Instytut Automatyki

DYSKRETNY ALGORYTM STEROWANIA RUCHEM W WIRTUALNYM OBWODZIE SIECI ATM

Streszczenie. W opracowaniu przedstawiono nowy dyskretny algorytm sterowania prędkością nadawania źródła w sieciach ATM. Zaproponowany algorytm oparty jest na dyskretnym regulatorze proporcjonalnym wykorzystującym predyktor Smitha. Algorytm ten zapewnia pełne wykorzystanie dostępnego pasma, a jednocześnie zapobiega gubieniu pakietów, które występuje w przypadku przepełniania bufora węzła.

Słowa kluczowe: standard ATM, sterowanie przepływem danych, predyktor Smitha.

DISCRETE TIME FLOW CONTROL ALGORITHM FOR ATM NETWORKS

Summary. This paper presents a new sampled time flow control algorithm for wide area, connection oriented communication networks. The algorithm assures no buffer overflow and full bandwidth utilization in a single virtual circuit. It has been proved that the flow rate generated by the algorithm is always bounded and non-negative.

Keywords: ATM network, flow control, Smith principle.

1. Wstęp

Technologia ATM (ang. Asynchronous Transfer Mode) została wybrana w 1984 r. jako podstawowa technika przesyłania danych w szerokopasmowej sieci cyfrowej Broadband Integrated Services Digital Network (B-ISDN). Technika ta wykorzystywana jest do przesyłania informacji w postaci komórek o stałej wielkości (53 bajty). Standard ATM nie definiuje medium transmisyjnego, lecz zasady komunikacji, dopuszczając zastosowanie technologii ATM w różnorodnych środowiskach transmisyjnych. Standard ATM nie jest też związany z określoną szybkością przesyłania danych.

Technologia ATM udostępnia sześć kategorii usług, z których każda dostosowana jest do innego rodzaju ruchu w sieci. Zarządzenie, oparte na kilku kategoriach usług, zapewnia uzyskanie jakości potrzebnej w konkretnej aplikacji, a jednocześnie umożliwia dobre wykorzystanie łączy.

Spośród tych sześciu kategorii tylko jedna, kategoria ABR (ang. Available Bit Rate), używa mechanizmu sprzężenia zwrotnego w celu kontroli przeciążeń w sieci. Mechanizm kontroli po stwierdzeniu, że w sieci występuje przeciążenie, zmusza systemy końcowe do zmniejszenia ilości lub wręcz wstrzymania transferu danych. Służy temu informacja zwrotna przekazywana do nadawcy. Z uwagi na rodzaj informacji przekazywanej między węzłami sieci, możliwe było zaproponowanie różnych algorytmów sterowania ruchem w sieci ATM pracującej w trybie ABR.

Problemowi sterowania ruchem w sieciach ATM poświęconych zostało wiele prac [1, 2, 3, 4, 5, 6, 7, 8, 9]. Proponowano w nich różne rozwiązania, między innymi specjalne algorytmy dwupołożeniowe [2], klasyczne regulatory PD [8], regulatory projektowane przy użyciu metod stochastycznych [4], algorytmy adaptacyjne [7] i regulatory, w których zastosowano sieci neuronowe [5]. Jedno z ciekawszych rozwiązań omawianego zagadnienia zostało przedstawione w pracach [1, 3, 9], gdzie zaproponowano zastosowanie predyktora Smitha i ciągłego regulatora proporcjonalnego.

W artykule zaproponowano nowy układ sterowania wykorzystujący dyskretny regulator proporcjonalny i predyktor Smitha. W rozdziale 2 przedstawiono oznaczenia i założenia dotyczące rozważanej sieci. Układ sterowania został opisany w rozdziale 3. W tym samym rozdziale wykazano, że zaproponowany algorytm sterowania ruchem w sieci zapewnia maksymalne wykorzystanie dostępnego pasma przy założeniu, że wielkość bufora węzłów pośredniczących jest ograniczona. W twierdzeniu 2 podano warunek określający minimalną wielkość bufora, która gwarantuje, że długość kolejki jest zawsze większa od zera. Wykazano również, że prędkość wyznaczana na podstawie algorytmu sterowania jest nieujemna.

2. Model sieci

Sieć przesyłu danych w poniższych rozważaniach rozumiana jest jako układ złożony z nadajnika, węzłów pośredniczących i odbiornika. Każdy z węzłów pośredniczących posiada bufor ograniczonej wielkości, w którym przechowuje komórki oczekujące na przesłanie do następnego węzła bądź odbiornika, jeśli dany węzeł jest ostatnim węzłem na ścieżce przesyłu komórek. Przyjęto, że tylko jeden z węzłów jest węzłem wąskiego gardła. Standard ATM w trybie pracy ABR dostarcza nadawcy informację zwrotną przesyłaną w specjalnie do tego celu przeznaczonych komórkach RM (ang. Resource Management Cell). Komórki RM mają priorytet przed innymi komórkami. Oznacza to, że przy przesyłaniu komórek RM między węzłami nie występują opóźnienia związane z oczekiwaniem komórek na wysłanie. W konsekwencji tego faktu, czas *RTT* (ang. Round Trip Time) pełnego obiegu komórki jest niezmienny. Czas *RTT* można wyrazić jako

$$RTT = T_f + T_b \tag{1}$$

gdzie:

T_f – czas przejścia komórki RM od nadajnika do węzła wąskiego gardła,

T_b – czas przejścia komórki RM od węzła wąskiego gardła do odbiornika i z powrotem do nadajnika.

W opracowaniu przyjęto następujące oznaczenia:

t – czas,

t_k – *k-ta* chwila wyznaczenia prędkości nadawania a_k,

T – okres próbkowania układu,

x_d – rozmiar bufora wąskiego gardła,

$x(t)$ – długość kolejki węzła wąskiego gardła w chwili t,

x_k – długość kolejki w chwili t_k+T_f

$a(t)$ – prędkość nadawania źródła w chwili t,

a_k – prędkość nadawania w przedziale czasu $[t_k, t_{k+1})$,

d_{max} – maksymalne dostępne pasmo wąskiego gardła,

$d(t)$ – dostępne pasmo wąskiego gardła w chwili t,

$h(t)$ – wykorzystywana część dostępnego pasma wąskiego gardła w chwili t.

Po ustanowieniu połączenia, bufor węzła wąskiego gardła jest pusty. Pierwsze komórki docierają do tego węzła po czasie T_f, zatem

$$\forall_{t<T_f} x(t) = 0 \tag{2}$$

natomiast dla czasu $t \geq T_f$ długość kolejki można przedstawić jako

$$x(t) = \int_{T_f}^{t} \left[a\left(\tau - T_f\right) - h(\tau)\right] d\tau \tag{3}$$

Dla każdego $t > 0$ spełnione są nierówności $0 \leq h(t) \leq d(t) \leq d_{\max}$. Dodatkowo przyjęto założenie, że czasy T_f i T_b są wielokrotnością okresu T. Przyjmując takie założenie, możemy stwierdzić, że istnieje taka liczba m, że $RTT = mT$.

Ze względu na przyjęty model dyskretnego sterowania, szybkość nadawania danych przez źródło może być zmieniana jedynie w dyskretnych chwilach czasu $t_k = nT$, gdzie n jest nieujemną liczbą całkowitą. Tak więc w przedziale czasu $[t_k, t_{k+1})$ prędkość nadawania źródła jest stała i wynosi a_k. Stąd

$$\underset{t\in[t_k,t_{k+1})}{\forall} a(t) = a(nT) = const. \tag{4}$$

3. Algorytm sterowania

Proponujemy następujący algorytm sterowania prędkością nadawania:

a) dla czasu $t\in(0, t_1)$ gdzie $t_1 = RTT+T$ prędkość nadawania powinna być wybrana tak, aby spełnione były zależności

$$\int_{t=0}^{RTT+T} a(\tau)d\tau = x_d \qquad \text{i} \qquad a(\tau) \geq 0 \tag{5}$$

b) dla czasu $t \geq t_1$ prędkość nadawania określona jest natomiast wzorem

$$a(t) = a(nT) = K\left[x_d - x(nT - T_b) - \int_{nT-RTT}^{nT} a(\tau)d\tau\right] \tag{6}$$

gdzie n jest największą liczbą całkowitą, taką, że $nT \leq t$, a $K \in (0, T^{-1}]$.

Zaproponowany algorytm opisuje działanie dyskretnego regulatora proporcjonalnego wykorzystującego predyktor Smitha. Zauważmy, że stosując taki algorytm, prędkość nadawania w przedziale czasu $(0, t_1)$ możemy w pewnym stopniu wyznaczyć dowolnie. Jedyny stawiany warunek polega na tym, że ilość nadanych komórek w rozważanym przedziale czasu musi być równa x_d. Celem zaproponowanego algorytmu jest pełne wykorzystanie pasma przy założeniu ograniczonej długości buforów węzła. Warunek

$$\underset{t>RTT+T_f}{\forall} x(t) > 0 \tag{7}$$

gwarantuje pełne wykorzystanie łącza, ponieważ źródło zawsze posiada komórki przeznaczone do wysłania. Górne ograniczenie długości kolejki, wynikające z ograniczenia pojemności buforów węzła, możemy przedstawić w postaci warunku

$$\underset{t>0}{\forall} x(t) \leq x_d \tag{8}$$

Twierdzenie 1

Jeśli spełnione są warunki (5) i (6), to algorytm spełnia nierówność (8) dla dyskretnych chwil czasu t_k, czyli

$$\underset{k\in N}{\forall} x_k \leq x_d \tag{9}$$

Dowód: W przeprowadzonym poniżej dowodzie wykorzystano zasadę indukcji matematycznej. Z wzoru (5) wynika bezpośrednio, że dla $t \le t_1 + T_f = RTT + T + T_f$ długość kolejki nie przekroczy wartości x_d, stąd dla $k = 1$ mamy $x_1 = x\ t_1 + T_f\ \le x_d$. Przyjmijmy teraz, że $k \ge 1 \wedge x_k \le x_d$. Pokażemy, że $x_{k+1} \le x_d$. Na początku zauważmy, że

$$x_k = \int_0^{t_k} a(\tau)d\tau - \int_{T_f}^{t_k+T_f} h(\tau)d\tau \tag{10}$$

$$x_{k-m} = \int_0^{t_{k-m}} a(\tau)d\tau - \int_{T_f}^{t_{k-m}+T_f} h(\tau)d\tau \tag{11}$$

$$a_k = K\left[x_d - x(t_k - T_b) - \int_{t_k-RTT}^{t_k} a(\tau)d\tau\right] = K\left[x_d - x(t_{k-m} + T_f) - \int_{t_{k-m}}^{t_k} a(\tau)d\tau\right] \tag{12}$$

tak więc, korzystając z (10), (11) i (12) x_{k+1} możemy zapisać jako

$$\begin{aligned}
&x_{k+1} = x_k + \int_{t_k}^{t_{k+1}} a(\tau)d\tau - \int_{t_k+T_f}^{t_{k+1}+T_f} h(\tau)d\tau = \\
&\int_0^{t_k} a(\tau)d\tau - \int_{T_f}^{t_k+T_f} h(\tau)d\tau + KT\left[x_d - x_{k-m} - \int_{t_{k-m}}^{t_k} a(\tau)d\tau\right] - \int_{t_k+T_f}^{t_{k+1}+T_f} h(\tau)d\tau = \\
&\int_0^{t_k-RTT} a(\tau)d\tau + \int_{t_k-RTT}^{t_k} a(\tau)d\tau - KT\int_{t_{k-m}}^{t_k} a(\tau)d\tau + KTx_d - KTx_{k-m} - \int_{T_f}^{t_k+T_f} h(\tau)d\tau - \int_{t_k+T_f}^{t_{k+1}+T_f} h(\tau)d\tau = \\
&\int_0^{t_{k-m}} a(\tau)d\tau - \int_{T_f}^{t_{k-m}+T_f} h(\tau)d\tau + (1-KT)\int_{t_{k-m}}^{t_k} a(\tau)d\tau + KTx_d - KTx_{k-m} - \int_{t_{k-m}+T_f}^{t_k+T_f} h(\tau)d\tau - \int_{t_k+T_f}^{t_{k+1}+T_f} h(\tau)d\tau = \\
&(1-KT)\int_{t_{k-m}}^{t_k} a(\tau)d\tau + (1-KT)x_{k-m} + KTx_d - \int_{t_{k-m}+T_f}^{t_k+T_f} h(\tau)d\tau - \int_{t_k+T_f}^{t_{k+1}+T_f} h(\tau)d\tau = \\
&(1-KT)x_k - KT\int_{t_{k-m}+T_f}^{t_k+T_f} h(\tau)d\tau + KTx_d - \int_{t_k+T_f}^{t_{k+1}+T_f} h(\tau)d\tau
\end{aligned} \tag{13}$$

zatem zachodzi poniższa zależność

$$x_{k+1} = x_d - (1-KT)(x_d - x_k) - KT\int_{t_{k-m}+T_f}^{t_k+T_f} h(\tau)d\tau - \int_{t_k+T_f}^{t_{k+1}+T_f} h(\tau)d\tau \le x_d \tag{14}$$

Twierdzenie 2

Jeśli spełnione są zależności (5), (6) oraz

$$x_d > (RTT + K^{-1})d_{\max} \tag{15}$$

to dla każdego $t_k > RTT + T_f$ długość kolejki jest większa od zera.

Dowód: Z (4), (5) i (15) wynika, że długość kolejki jest większa od zera dla czasu $t \in (RTT + T_f, RTT + T + T_f]$. Stąd $x_1 = x(t_1 + T_f) > 0$. Przyjmijmy teraz, że $k \geq 1 \wedge x_k > 0$. Pokażemy, że $x_{k+1} > 0$. Wykorzystując zależność (13) otrzymujemy

$$
\begin{aligned}
x_{k+1} &= (1-KT)x_k - KT\int_{t_{k-m}+T_f}^{t_k+T_f} h(\tau)d\tau + KTx_d - \int_{t_k+T_f}^{t_{k+1}+T_f} h(\tau)d\tau \geq \\
& KTx_d - KT\int_{t_{k-m}+T_f}^{t_k+T_f} h(\tau)d\tau - \int_{t_k+T_f}^{t_{k+1}+T_f} h(\tau)d\tau \geq KT\left[x_d - (RTT + \frac{1}{K})d_{\max}\right] > 0
\end{aligned}
\tag{16}
$$

co kończy dowód indukcyjny.

Twierdzenie 3

Jeżeli spełnione są zależności (5) i (6), to

$$\underset{k \geq 0}{\forall} a_k \geq 0 \tag{17}$$

Dowód: Z warunku (5) wynika, że $a_0 \geq 0$. Przyjmijmy, że $k \geq 0 \wedge a_k \geq 0$. Pokażemy, że $a_{k+1} > 0$. Wykorzystując (10) i (11) otrzymujemy

$$
\begin{aligned}
a_{k+1} &= K\left[x_d - x_{k+1-m} - \int_{t_{k+1-m}}^{t_{k+1}} a(\tau)d\tau\right] = K\left[x_d + \int_{T_f}^{t_{k+1-m}+T_f} h(\tau)d\tau - \int_0^{t_{k+1}} a(\tau)d\tau\right] = \\
& K\left[x_d - \int_{t_{k+1-m}+T_f}^{t_{k+1}+T_f} h(\tau)d\tau - \left(\int_0^{t_{k+1}} a(\tau)d\tau - \int_{T_f}^{t_{k+1}+T_f} h(\tau)d\tau\right)\right] = \\
& K\left[x_d - x_{k+1} - \int_{t_{k+1-m}+T_f}^{t_{k+1}+T_f} h(\tau)d\tau\right]
\end{aligned}
\tag{18}
$$

Korzystając z (14) a_{k+1} możemy przedstawić następująco

$$a_{k+1} = K\left[(1-KT)(x_d - x_k) + KT\int_{t_{k-m}+T_f}^{t_k+T_f} h(\tau)d\tau + \int_{t_k+T_f}^{t_{k+1}+T_f} h(\tau)d\tau - \int_{t_{k+1-m}+T_f}^{t_{k+1}+T_f} h(\tau)d\tau\right] \tag{19}$$

zauważmy, że

$$\int_{t_{k+1-m}+T_f}^{t_{k+1}+T_f} h(\tau)d\tau = \int_{t_{k-m}+T_f}^{t_k+T_f} h(\tau)d\tau - \int_{t_{k-m}+T_f}^{t_{k+1-m}+T_f} h(\tau)d\tau + \int_{t_k+T_f}^{t_{k+1}+T_f} h(\tau)d\tau \tag{20}$$

zatem

$$a_{k+1} = K\left[(1-KT)(x_d - x_k) + (1-KT)\int_{t_{k-m}+T_f}^{t_k+T_f} h(\tau)d\tau + \int_{t_{k-m}+T_f}^{t_{k+1-m}+T_f} h(\tau)d\tau\right] \tag{21}$$

$$a_{k+1} = (1 - KT) a_k + K \int_{t_{k-m}+T_f}^{t_{k+1-m}+T_f} h(\tau) d\tau \geq 0 \tag{22}$$

co kończy dowód.

4. Podsumowanie

W artykule zaproponowano nowy dyskretny algorytm sterowania ruchem w pojedynczym połączeniu sieci ATM. Zaproponowany algorytm gwarantuje, że bufor węzła stanowiącego wąskie gardło tego połączenia nie zostanie przepełniony i jednocześnie zapewnia pełne wykorzystanie dostępnego pasma. Udowodniono, że generowana przez algorytm prędkość nadawania źródła jest zawsze nieujemna, co stanowi warunek konieczny sprzętowej realizacji każdego algorytmu sterowania ruchem w sieci.

LITERATURA

1. Bartoszewicz A., Lipka G.: Zastosowanie predyktora Smitha z elementem nieliniowym do kontroli przeciążeń w szybkich sieciach transmisji danych ATM. X Konferencja Sieci i Systemy Informatyczne, Łódź 2002, Vol. 1, s. 27-35.
2. Chong S., Nagarajan R., Wang Y. T.: First-order rate-based flow control with dynamic queue threshold for high-speed wide-area ATM networks. Computer Networks and ISDN Systems, 1998, Vol. 29, s. 2201-2212.
3. Gómez-Stern F., Fornés J. M., Rubio F. R.: Dead-time compensation for ABR traffic control over ATM networks. Control Engineering Practice, 2002, Vol. 10, s. 481-491.
4. Imer O. C., Compans S., Basar T., Srikant R.: Available bit rate congestion control in ATM networks. IEEE Control Systems Magazine, February 2001, s. 38-56.
5. Jagannathan S., Talluri J.: Predictive congestion control of ATM networks: multiple sources/single buffer scenario. Automatica, 2002, Vol. 38, s. 815-820.
6. Jain R:: Congestion control and traffic management in ATM networks: recent advances and a survey. Computer Networks and ISDN Systems, 1996, Vol. 28, s. 1723-1738.
7. Laberteaux K. P., Rohrs Ch. E., Antsaklis P. J.: A Practical Controller for Explicit rate Congestion Control. IEEE Transactions on Automatic Control, June 2002, Vol.47, s. 960-978.
8. Lengliz I., Kamoun F.: A rate-based flow control method for ABR service in ATM networks. Computer Networks, 2000, Vol. 34, s. 129-138.

9. Mascolo S.: Congestion control in high-speed communication networks using the Smith principle. Automatica, 1999, Vol. 35, s. 1921-1935.

Recenzent: Dr inż. Andrzej Chydziński

Wpłynęło do Redakcji 31 marca 2003 r.

Abstract

ATM standard - conceived to merge the advantages of circuit-switched and packet-switched technologies - is intended to support a wide variety of services and applications. The control of ATM network traffic is fundamentally related to the ability of the network to provide appropriately differentiated Quality of Service (QoS) for network applications. Therefore a set of six service categories are specified: Constant Bit Rate (CBR), real-time Variable Bit Rate (rt-VBR), non-real-time Variable Bit Rate (nrt-VBR), Unspecified Bit Rate (UBR), Guaranteed Frame Rate (GFR) and Available Bit Rate (ABR). Only one of them, the ABR service, provides feedback mechanism to control congestions in the network. This paper presents a new sampled time algorithm for ABR traffic control. The algorithm combines Smith principle with the discrete-time proportional controller. Section 2 of this paper describes the network model and notation used throughout the paper. In section 3 the control law is proposed. Relation (5) presents how to choose the source rate during the time $t \in (0, t_1)$ where $t_1 = RTT + T$. For time $t \geq t_1$ the source rate is determined by relation (6). Further in section 3, the properties of the proposed control law are proved. In the theorem 1 we show that if relations (5) and (6) are satisfied, then the queue length is always smaller than or equal to x_d. The next theorem states the minimum value of the node's buffer capacity. In order to assure that the queue length is always greater than zero the buffer capacity x_d should satisfy inequality (15). Finally, theorem 3 shows that the source rate is always non-negative, which enables straightforward implementation of the proposed control law.

Adresy

Tomasz MOLIK: Politechnika Łódzka, Instytut Automatyki, ul. Stefanowskiego 18/22, 90-924 Łódź, Polska, tomaszmolik@tlen.pl.

Andrzej BARTOSZEWICZ: Politechnika Łódzka, Instytut Automatyki, ul. Stefanowskiego 18/22, 90-924 Łódź, Polska, andpbart@ck-sg.p.lodz.pl.