STUDIA INFORMATICA 2003
Volume 24 Number 2A (53)

Michał KARBOWAŃCZYK
Politechnika Łódzka, Samodzielny Zakład Sieci Komputerowych
Andrzej BARTOSZEWICZ
Politechnika Łódzka, Instytut Automatyki

STEROWANIE PRĘDKOŚCIĄ NADAWANIA WIELU ŹRÓDEŁ W SZYBKICH SIECIACH TRANSMISJI DANYCH

Streszczenie. W artykule zaproponowano dyskretny układ sterowania prędkością nadawania danych przez wiele źródeł pracujących w szybkiej, połączeniowej sieci telekomunikacyjnej. Przedstawiony układ wykorzystuje regulator typu dead-bit oraz predyktor Smitha. Zaproponowane rozwiązanie zapewnia pełne wykorzystanie łącza i jednocześnie eliminuje niebezpieczeństwo przepełnienia bufora węzła stanowiącego wąskie gardło sieci.

Słowa kluczowe: sterowanie przepływem danych, układy z opóźnieniem, układy ze skończonym czasem regulacji.

DISCRETE TIME FLOW CONTROL ALGORITHM FOR FAST MULTI-SOURCE COMMUNICATION NETWORKS

Summary. In this paper a discrete time flow control algorithm for fast, multi-source, connection oriented communication networks has been proposed. The algorithm combines Smith predictor with a conventional dead-bit controller. It has been proved that the algorithm assures full link utilisation and guarantees no packet loss in the controlled connections.

Keywords: flow control, time-delay systems, dead-bit control.

1. Wstęp

W ostatnim czasie istotnie wzrosło znaczenie sieci telekomunikacyjnych, które są obecnie ważnym składnikiem światowej infrastruktury informatycznej. Służą one do przesyłania

dużych ilości informacji na znaczne odległości. Dlatego zarządzanie przepływem danych w sieciach jest zagadnieniem z jednej strony istotnym, z drugiej zaś – ze względu na duże czasy propagacji sygnału pomiędzy węzłami – trudnym. Zagadnienie to było analizowane m.in. w pracach [1] – [9]. Proponowano w nich specjalne algorytmy dwupołożeniowe [1, 4], klasyczne regulatory PD [7], regulatory projektowane przy użyciu metod stochastycznych [3], algorytmy adaptacyjne [6] i regulatory, w których zastosowano sieci neuronowe [5]. Jedno z ciekawszych rozwiązań omawianego zagadnienia zostało przedstawione w pracach [2, 8, 9], gdzie zaproponowano zastosowanie predyktora Smitha i ciągłego regulatora proporcjonalnego.

W tym artykule przedstawiony zostanie układ sterowania przepływem danych w szybkiej sieci telekomunikacyjnej, w którym zastosowano dyskretny regulator proporcjonalny typu dead-bit oraz predyktor Smitha. Zaproponowane rozwiązanie umożliwia praktyczną implementację algorytmu sterowania ruchem, który eliminuje utratę pakietów i umożliwia pełne wykorzystanie łącza, jednocześnie stawiając węzłom sieci mniejsze wymagania niż podobne algorytmy wcześniej proponowane w literaturze [2, 8, 9].

2. Model obiektu regulacji

W artykule rozważamy sieć transmisji danych mającą charakter połączeniowy. Węzły sieci są przełącznikami pracującymi w trybie *store and forward* z buforowaniem poszczególnych łączy wyjściowych. Oznacza to, że przełącznik po odebraniu pakietu decyduje, do którego łącza wyjściowego pakiet ten ma być przesłany, po czym umieszcza go w buforze przypisanym temu łączu. Bufory poszczególnych łączy wyjściowych są opróżniane, jeśli istnieje dostępne dla nich pasmo. Jeżeli przełącznik odbierze pakiet przeznaczony do wysłania przez łącze, którego bufor jest pełny, pakiet zostaje odrzucony i nadajnik musi go retransmitować. Zakładamy także, że istnieją specjalne pakiety sterujące, które służą do wymiany informacji między urządzeniami sieci. Pakiety sterujące są wysyłane okresowo przez nadajnik, przechodzą przez wszystkie węzły realizujące połączenie i docierają do odbiornika, który odsyła je do nadajnika. Każde z tych urządzeń może zapisywać do pakietów sterujących i odczytywać z nich dowolne dane. Pakiety sterujące nie są kolejkowane w buforach przełączników, ale przesyłane dalej zaraz po odebraniu. Dzięki temu czas obiegu pakietów sterujących nie zależy od natężenia ruchu w sieci i jest niezmienny przez cały okres trwania połączenia.

W dalszych rozważaniach założymy, że w sieci istnieje przełącznik, którego łącze wyjściowe jest jedynym wąskim gardłem dla połączeń korzystających z tego łącza. Podobne rozwiązanie często proponowano w literaturze [1, 2, 7, 8, 9]. Ilość rozpatrywanych połączeń jest znana i wynosi n. Połączenia są ponumerowane, przy czym połączenie o numerze j charakteryzuje się następującymi parametrami:

T_{f_j} – czas upływający od nadania pakietu sterującego przez nadajnik do momentu, gdy dociera on do węzła;

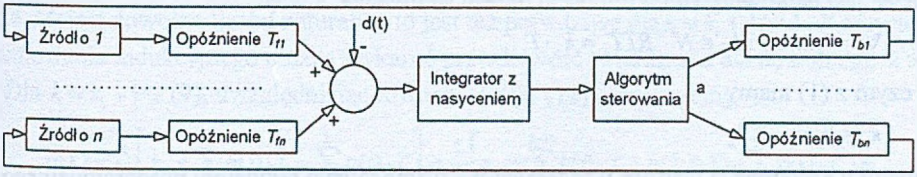
T_{b_j} – czas potrzebny do przejścia pakietu sterującego od węzła do odbiornika i z powrotem do źródła;

RTT_j – (ang. Round Trip Time) czas obiegu pakietu sterującego.

Z przyjętych definicji wynika równość $RTT_j = T_{f_j} + T_{b_j}$. Zauważmy przy tym, że dla konkretnego połączenia, w zależności od tego, który z realizujących je węzłów stanowi wąskie gardło, zmieniają się wartości T_{f_j} i T_{b_j}, ale wartość RTT_j pozostaje stała. Połączenia są numerowane w taki sposób, że

$$RTT_1 \le RTT_2 \le \ldots \le RTT_n \tag{1}$$

Przyjmujemy, że nadajniki są źródłami idealnymi. Z kolei dostępne dla rozpatrywanego łącza wyjściowego pasmo jest reprezentowane przez rzeczywistą, niezależną od stanu układu, nieujemną i ograniczoną funkcję czasu $d(t)$. Okres wysyłania pakietów kontrolnych, który jest jednocześnie okresem sterowania, wynosi T. Długość kolejki danych oczekujących na wysłanie w buforze przełącznika jest reprezentowana przez sygnał wyjściowy integratora z nasyceniem. Schemat układu pokazano na rys. 1.



Rys. 1. Model układu regulacji
Fig. 1. Network model

3. Algorytm sterowania

Proponowany w tym artykule algorytm sterowania stanowi połączenie koncepcji predyktora Smitha i dyskretnego regulatora o skończonym czasie regulacji. Opisując algorytm przyjmujemy następujące oznaczenia:

$a(k)$ – wartość sygnału sterującego, wyznaczona przez algorytm węzła w chwili $t = k \cdot T$;

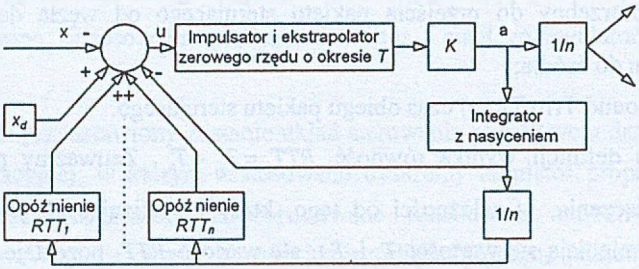
$h(k)$ – prędkość opróżniania bufora węzła w przedziale czasu $[k \cdot T, (k+1) \cdot T)$;

$x(k)$ – długość kolejki w buforze węzła w chwili $t = k \cdot T$;

x_d – dopuszczalna wartość długości kolejki w buforze węzła;

$u(k)$ – sygnał wejściowy dyskretnego regulatora proporcjonalnego w chwili $t = k \cdot T$.

Schemat blokowy proponowanego algorytmu sterowania przedstawia rys. 2.



Rys. 2. Algorytm sterowania

Fig. 2. Control algorithm

W dalszej części tego rozdziału wykażemy, iż zaproponowany algorytm sterowania zapewni, że długość kolejki danych w buforze nie przekroczy wartości dopuszczalnej, a więc nie nastąpi konieczność retransmisji pakietów przez żadne z połączeń, a ponadto przy właściwie wybranej wielkości bufora dostępne pasmo będzie w pełni wykorzystane. Wyznaczana przez algorytm prędkość nadawania będzie przy tym nieujemna i ograniczona.

Zakładamy, że $n \geq 2$. Przyjmujemy, że czas obiegu pakietu sterującego w każdym z połączeń jest całkowitą wielokrotnością okresu sterowania, a więc

$$\forall j = 1,\ldots,n \quad \exists k_j \in N \quad RTT_j = k_j \cdot T \tag{2}$$

przy czym z (1) mamy

$$k_1 \leq k_2 \leq \ldots \leq k_n \tag{3}$$

Wybieramy następującą wartość współczynnika wzmocnienia regulatora proporcjonalnego

$$K = \frac{1}{T} \tag{4}$$

Przyjmujemy też, że dostępne pasmo jest nieujemne i ograniczone, co oznacza, że także prędkość opróżniania bufora węzła jest nieujemna i ograniczona, zatem

$$\exists d_{\max} > 0 \quad \forall k = 0,1,\ldots \quad 0 \leq h(k) \leq d_{\max} \tag{5}$$

Działanie układu opisują następujące równania. Długość kolejki w chwili $t = k \cdot T$ wynosi

$$x(k) = \sum_{j=1}^{n} \sum_{i=0}^{k-1} \frac{1}{n} a(i - k_j) \cdot T - \sum_{i=0}^{k-1} h(i) \cdot T \tag{6}$$

natomiast sygnał sterujący określony jest zależnościami

$$u(k) = x_d - x(k) - \sum_{i=0}^{k-1} a(i)\cdot T + \sum_{j=1}^{n}\sum_{i=0}^{k-1}\frac{1}{n}a(i-k_j)\cdot T \tag{7}$$

$$a(k) = K\cdot u(k) \tag{8}$$

Łącząc (4), (6), (7) i (8) otrzymujemy

$$a(k) = \frac{1}{T}\left[x_d + \sum_{i=0}^{k-1} h(i)\cdot T - \sum_{i=0}^{k-1} a(i)\cdot T\right] \tag{9}$$

Zakładamy, że w czasie poprzedzającym rozpoczęcie działania algorytmu w żadnym z połączeń nie były nadawane dane, a zatem

$$\forall k < 0 \quad a(k) = 0 \tag{10}$$

Przy uwzględnieniu (3) implikuje to następujące zależności

$$\forall k = 0,\ldots,k_1 \quad x(k) = 0 \tag{11}$$

$$\forall k = 0,\ldots,k_1\text{-}1 \quad \mathrm{h}(k) = 0 \tag{12}$$

Lemat:

Jeśli w przedziale czasu $[0,\ RTT_1 + T)$ węzeł generuje sygnał spełniający zależność

$$\sum_{i=0}^{k_1} a(i)\cdot T = x_d \tag{13}$$

a następnie wartość tego sygnału wyznaczana jest zgodnie z wzorem (9), to dla $k > k_1$ wartość sygnału sterującego wyznaczona w chwili $t = k\cdot T$ jest równa średniej prędkości opróżniania bufora w przedziale czasu $[(k-1)\cdot T,\ k\cdot T)$, a więc

$$\forall k > k_1 \quad a(k) = h(k-1) \tag{14}$$

Zauważmy, że pozostawiono realizatorowi implementacji sprzętowej algorytmu pełną swobodę wyboru sposobu spełnienia założenia (13).

Dowód: W pierwszej kolejności pokażemy słuszność twierdzenia dla $k = k_1 + 1$. Następnie pokażemy, że jeśli twierdzenie jest prawdziwe dla każdego $k \in \{k_1+1,\ldots,k_1+M\}$, gdzie M jest dowolną liczbą naturalną, to jest też prawdziwe dla $k = k_1 + M + 1$. Korzystając z rozumowania indukcyjnego można wykazać prawdziwość twierdzenia dla dowolnego $k > k_1$.

(i) Dla $k = k_1 + 1$ z (9), uwzględniając równości (12) i (13) otrzymujemy

$$\begin{aligned} a(k) &= \frac{1}{T}\left[x_d + \sum_{i=0}^{k_1} h(i)\cdot T - \sum_{i=0}^{k_1} a(i)\cdot T\right] = \frac{1}{T}\left[x_d + \sum_{i=0}^{k_1-1} h(i)\cdot T + h(k_1)\cdot T - \sum_{i=0}^{k_1} a(i)\cdot T\right] = \\ &= \frac{1}{T}\left[x_d + h(k_1)\cdot T - x_d\right] = h(k_1) = h(k-1) \end{aligned} \tag{15}$$

(ii) Niech teraz M będzie dowolną liczbą naturalną. Załóżmy, że

$$\forall i = k_1+1,\ldots,k_1+M \quad a(i) = h(i-1) \tag{16}$$

Dla $k = k_1 + M + 1$ z (9), uwzględniając równości (12), (13) i (16) otrzymujemy

$$a(k)=\frac{1}{T}\left[x_d+\sum_{i=0}^{k_1+M}h(i)\cdot T-\sum_{i=0}^{k_1+M}a(i)\cdot T\right]=$$

$$=\frac{1}{T}\left[x_d+\sum_{i=0}^{k_1-1}h(i)\cdot T+\sum_{i=k_1}^{k_1+M-1}h(i)\cdot T+h(k_1+M)\cdot T-\sum_{i=0}^{k_1}a(i)\cdot T-\sum_{i=k_1+1}^{k_1+M}a(i)\cdot T\right]= \tag{17}$$

$$=\frac{1}{T}\left[x_d+\sum_{i=k_1}^{k_1+M-1}h(i)\cdot T+h(k_1+M)\cdot T-x_d-\sum_{i=k_1}^{k_1+M-1}h(i)\cdot T\right]=h(k_1+M)=h(k-1)$$

Dowolność M kończy dowód lematu.

Uwaga: Zauważmy, że z zależności (5) oraz (14) wynika, że

$$\forall k>k_1 \quad 0\le a(k)\le d_{\max} \tag{18}$$

Prędkość nadawania wyznaczana przez zaproponowany algorytm sterowania jest zatem nieujemna i ograniczona maksymalną wielkością dostępnego pasma nadawania.

Twierdzenie 1:

Jeśli spełnione są założenia lematu, to dopuszczalna długość kolejki w buforze nigdy nie zostanie przekroczona, czyli

$$\forall k=0,1,\ldots \quad x(k)\le x_d \tag{19}$$

Dowód: Z (11) wynika prawdziwość twierdzenia dla $k=0,1,\ldots,k_1$, zatem w dalszej części dowodu rozważamy sytuację, gdy $k>k_1$.

(i) Rozważmy najpierw trywialny przypadek, gdy $k_1=k_2=\ldots=k_n=k_0$.

a) Jeżeli $k\le 2\cdot k_0+1$, to z (6), uwzględniając nierówność (5) oraz równości (10), (12) i (13) otrzymujemy

$$x(k)\le\sum_{i=0}^{k-1}a(i-k_0)\cdot T\le\sum_{i=0}^{2\cdot k_0}a(i-k_0)\cdot T=\sum_{i=0}^{k_0}a(i)\cdot T=x_d \tag{20}$$

b) Jeżeli $k>2\cdot k_0+1$, to z (6), uwzględniając nierówność (5) oraz równości (10), (12), (13) i (14) otrzymujemy

$$x(k)=\sum_{i=0}^{k-1}a(i-k_0)\cdot T-\sum_{i=k_0}^{k-1}h(i)\cdot T=\sum_{i=0}^{2\cdot k_0}a(i-k_0)\cdot T+\sum_{i=2\cdot k_0+1}^{k-1}a(i-k_0)\cdot T-\sum_{i=k_0}^{k-1}h(i)\cdot T=$$

$$=\sum_{i=0}^{k_0}a(i)\cdot T+\sum_{i=k_0}^{k-k_0-2}h(i)\cdot T-\sum_{i=k_0}^{k-1}h(i)\cdot T=x_d-\sum_{i=k-k_0-1}^{k-1}h(i)\cdot T\le x_d \tag{21}$$

Dowolność k kończy dowód dla przypadku, gdy $k_1=k_2=\ldots=k_n=k_0$.

(ii) Rozważmy teraz przypadek, gdy $k_1<k_n$.

a) Jeżeli $k\le 2\cdot k_1+1$, to z (6), uwzględniając nierówność (5) oraz równości (10), (12) i (13) otrzymujemy

$$x(k)=\sum_{j=1}^{n}\sum_{i=0}^{k-1}\frac{1}{n}a(i-k_j)\cdot T-\sum_{i=k_1}^{k-1}h(i)\cdot T\le\sum_{j=1}^{n}\sum_{i=0}^{2\cdot k_1}\frac{1}{n}a(i-k_j)\cdot T\le$$

$$\leq \sum_{j=1}^{n}\sum_{i=0}^{k_1+k_j}\frac{1}{n}a(i-k_j)\cdot T=\sum_{j=1}^{n}\sum_{i=0}^{k_1}\frac{1}{n}a(i)\cdot T=\sum_{i=0}^{k_1}a(i)\cdot T=x_d \tag{22}$$

b) Jeżeli $2k_1+1<k\leq k_n+k_1+1$, to definiujemy $m\equiv\max\{j=1,\ldots,n:k>k_j+k_1+1\}$.

Zauważmy przy tym, że ponieważ $k_1<k_n$, to $m<n$. Z (6), uwzględniając nierówności (3) i (5), równości (10), (12) i (13) otrzymujemy

$$\begin{aligned}
x(k)&=\sum_{j=1}^{n}\sum_{i=0}^{k-1}\frac{1}{n}a(i-k_j)\cdot T-\sum_{i=k_1}^{k-1}h(i)\cdot T=\\
&=\sum_{j=1}^{m}\sum_{i=0}^{k-1}\frac{1}{n}a(i-k_j)\cdot T+\sum_{j=m+1}^{n}\sum_{i=0}^{k-1}\frac{1}{n}a(i-k_j)\cdot T-\sum_{i=k_1}^{k-1}h(i)\cdot T\leq\\
&\leq\sum_{j=1}^{m}\frac{1}{n}\left[\sum_{i=0}^{k_1+k_j}a(i-k_j)+\sum_{i=k_1+k_j+1}^{k-1}a(i-k_j)\right]\cdot T+\sum_{j=m+1}^{n}\sum_{i=0}^{k_1+k_j}\frac{1}{n}a(i-k_j)\cdot T-\sum_{i=k_1}^{k-1}h(i)\cdot T=\\
&=\sum_{j=1}^{m}\frac{1}{n}\left[\sum_{i=0}^{k_1}a(i)+\sum_{i=k_1+1}^{k-k_j-1}a(i)\right]\cdot T+\sum_{j=m+1}^{n}\sum_{i=0}^{k_1}\frac{1}{n}a(i)\cdot T-\sum_{i=k_1}^{k-1}h(i)\cdot T\leq\\
&\leq\sum_{j=1}^{n}\sum_{i=0}^{k_1}\frac{1}{n}a(i)\cdot T+\sum_{j=1}^{m}\sum_{i=k_1+1}^{k-k_1-1}\frac{1}{n}a(i)\cdot T-\sum_{i=k_1}^{k-1}h(i)\cdot T\leq\\
&\leq x_d+\sum_{j=1}^{n}\sum_{i=k_1+1}^{k-k_1-1}\frac{1}{n}a(i)\cdot T-\sum_{i=k_1}^{k-1}h(i)\cdot T=x_d+\sum_{i=k_1}^{k-k_1-2}h(i)\cdot T-\sum_{i=k_1}^{k-1}h(i)\cdot T=\\
&=x_d-\sum_{i=k-k_1-1}^{k-1}h(i)\cdot T\leq x_d
\end{aligned} \tag{23}$$

c) Jeżeli $k>2\cdot k_n+1$, to z (6), uwzględniając nierówności (5) i (3) oraz równości (10), (12), (13) i (14) otrzymujemy

$$\begin{aligned}
x(k)&=\sum_{j=1}^{n}\sum_{i=0}^{k-1}\frac{1}{n}a(i-k_j)\cdot T-\sum_{i=k_1}^{k-1}h(i)\cdot T=\\
&=\sum_{j=1}^{n}\frac{1}{n}\left[\sum_{i=0}^{k_1+k_j}a(i-k_j)+\sum_{i=k_1+k_j+1}^{k-1}a(i-k_j)\right]\cdot T-\sum_{i=k_1}^{k-1}h(i)\cdot T=\\
&=\sum_{j=1}^{n}\frac{1}{n}\left[\sum_{i=0}^{k_1}a(i)+\sum_{i=k_1+1}^{k-k_j-1}\frac{1}{n}a(i)\right]\cdot T-\sum_{i=k_1}^{k-1}h(i)\cdot T=x_d+\sum_{j=1}^{n}\sum_{i=k_1}^{k-k_j-2}\frac{1}{n}h(i)\cdot T-\sum_{i=k_1}^{k-1}h(i)\cdot T\leq\\
&\leq x_d+\sum_{j=1}^{n}\sum_{i=k_1}^{k-k_1-2}\frac{1}{n}h(i)\cdot T-\sum_{i=k_1}^{k-1}h(i)\cdot T=x_d+\sum_{i=k_1}^{k-k_1-2}h(i)\cdot T-\sum_{i=k_1}^{k-1}h(i)\cdot T=\\
&=x_d-\sum_{i=k-k_1-1}^{k-1}h(i)\cdot T\leq x_d
\end{aligned} \tag{24}$$

Dowolność k kończy dowód.

Twierdzenie 2:

Jeśli spełnione są założenia lematu oraz

$$x_d>\frac{1}{n}\sum_{j=1}^{n}(k_j+1)\cdot T\cdot d_{\max}=\frac{1}{n}\sum_{j=1}^{n}(RTT_j+T)\cdot d_{\max} \tag{25}$$

to począwszy od chwili $t = RTT_1 + RTT_n + T$ długość kolejki w buforze jest zawsze dodatnia

$$\forall k \geq k_1 + k_n + 1 \quad x(k) > 0 \tag{26}$$

co oznacza, że dostępne pasmo $d(t)$ zostanie w pełni wykorzystane.

Dowód:

(i) Rozważmy najpierw trywialny przypadek, gdy $k_1 = k_2 = ... = k_n = k_0$.

a) Jeżeli $k = 2 \cdot k_0 + 1$, to z (6), uwzględniając nierówności (5) i (25) oraz równości (10), (12) i (13) otrzymujemy

$$\begin{aligned} x(k) &= \sum_{i=0}^{2\cdot k_0} a(i-k_0)\cdot T - \sum_{i=k_0}^{2\cdot k_0} h(i)\cdot T = \sum_{i=0}^{k_0} a(i)\cdot T - \sum_{i=k_0}^{2\cdot k_0} h(i)\cdot T \geq x_d - \sum_{i=k_0}^{2\cdot k_0} d_{\max}\cdot T > \\ &> \frac{1}{n}\sum_{j=1}^{n}(k_j+1)\cdot T\cdot d_{\max} - \sum_{i=k_0}^{2\cdot k_0} d_{\max}\cdot T = \frac{1}{n}\sum_{j=1}^{n}(k_0+1)\cdot T\cdot d_{\max} - (k_0+1)\cdot d_{\max}\cdot T = 0 \end{aligned} \tag{27}$$

b) Jeżeli $k > 2 \cdot k_0 + 1$, to korzystając z (21) oraz uwzględniając nierówności (5) i (25) otrzymujemy

$$\begin{aligned} x(k) &= x_d - \sum_{i=k-k_0-1}^{k-1} h(i)\cdot T > \frac{1}{n}\sum_{j=1}^{n}(k_j+1)\cdot T\cdot d_{\max} - \sum_{i=k-k_0-1}^{k-1} d_{\max}\cdot T = \\ &= \frac{1}{n}\sum_{j=1}^{n}(k_0+1)\cdot T\cdot d_{\max} - (k_0+1)\cdot d_{\max}\cdot T = 0 \end{aligned} \tag{28}$$

Dowolność k kończy dowód w przypadku, gdy $k_1 = k_2 = ... = k_n = k_0$.

(ii) Rozważmy teraz przypadek, gdy $k_1 < k_n$.

a) Jeżeli $k = k_n + k_1 + 1$, to definiujemy $m \equiv \max(j = 1,...,n : k > k_j + k_1 + 1)$.

Zauważmy przy tym, że ponieważ $k_1 < k_n$, to $m < n$, zaś z definicji m wynika, że $\forall j = m+1,...,n \quad k_j = k_n$. Z (6), uwzględniając nierówności (5) i (25), równości (10), (12), (13) i (14) otrzymujemy

$$\begin{aligned} x(k) &= \sum_{j=1}^{n}\sum_{i=0}^{k_n+k_1}\frac{1}{n}a(i-k_j)\cdot T - \sum_{i=k_1}^{k_n+k_1} h(i)\cdot T = \sum_{j=1}^{m}\sum_{i=0}^{k_n+k_1}\frac{1}{n}a(i-k_j)\cdot T + \sum_{j=m+1}^{n}\sum_{i=0}^{k_n+k_1}\frac{1}{n}a(i-k_j)\cdot T - \\ &- \sum_{i=k_1}^{k_n+k_1} h(i)\cdot T = \sum_{j=1}^{m}\frac{1}{n}\left[\sum_{i=0}^{k_1} a(i) + \sum_{i=k_1+1}^{k_n+k_1-k_j} a(i)\right]\cdot T + \sum_{j=m+1}^{n}\sum_{i=0}^{k_1}\frac{1}{n}a(i)\cdot T - \sum_{i=k_1}^{k_n+k_1} h(i)\cdot T = \\ &= x_d + \sum_{j=1}^{m}\sum_{i=k_1}^{k_n+k_1-k_j-1}\frac{1}{n}h(i)\cdot T - \sum_{j=1}^{n}\sum_{i=k_1}^{k_n+k_1}\frac{1}{n}h(i)\cdot T = \\ &= x_d + \sum_{j=1}^{m}\frac{1}{n}\left[\sum_{i=k_1}^{k_n+k_1-k_j-1} h(i) - \sum_{i=k_1}^{k_n+k_1} h(i)\right]\cdot T - \sum_{j=m+1}^{n}\sum_{i=k_1}^{k_n+k_1}\frac{1}{n}h(i)\cdot T \geq \\ &\geq x_d - \frac{1}{n}\left[\sum_{j=1}^{m}\sum_{i=k_n+k_1-k_j}^{k_n+k_1} 1 - \sum_{j=m+1}^{n}\sum_{i=k_1}^{k_j+k_1} 1\right]\cdot d_{\max}\cdot T = x_d - \frac{1}{n}\left[\sum_{j=1}^{m}(k_j+1) - \sum_{j=m+1}^{n}(k_j+1)\right]\cdot d_{\max}\cdot T = \\ &= x_d - \sum_{j=1}^{n}\frac{1}{n}(k_j+1)d_{\max}\cdot T > \frac{1}{n}\sum_{j=1}^{n}(k_j+1)d_{\max}\cdot T - \sum_{j=1}^{n}\frac{1}{n}(k_j+1)d_{\max}\cdot T = 0 \end{aligned} \tag{29}$$

b) Jeżeli $k > k_1 + k_n + 1$, to dokonując podobnych przekształceń jak w (24) oraz uwzględniając nierówność (5) oraz równości (10), (12) i (14) otrzymujemy

$$x(k) = x_d + \sum_{j=1}^{n} \sum_{i=k_1}^{k-k_j-2} \frac{1}{n} h(i) \cdot T - \sum_{i=k_1}^{k-1} h(i) \cdot T = x_d + \sum_{j=1}^{n} \sum_{i=k_1}^{k-k_j-2} \frac{1}{n} h(i) \cdot T - \sum_{j=1}^{n} \sum_{i=k_1}^{k-1} \frac{1}{n} h(i) \cdot T =$$

$$= x_d - \sum_{j=1}^{n} \sum_{i=k-k_j-1}^{k-1} \frac{1}{n} h(i) \cdot T \geq x_d - \sum_{j=1}^{n} \sum_{i=k-k_j-1}^{k-1} \frac{1}{n} d_{\max} \cdot T = x_d - \sum_{j=1}^{n} \frac{1}{n} \cdot (k_j + 1) d_{\max} \cdot T > \tag{30}$$

$$> \frac{1}{n} \sum_{j=1}^{n} (k_j + 1) d_{\max} \cdot T - \sum_{j=1}^{n} \frac{1}{n} \cdot (k_j + 1) d_{\max} \cdot T = 0$$

Dowolność k kończy dowód.

4. Podsumowanie

W artykule zaproponowano algorytm sterowania wieloma nadajnikami w szybkiej sieci transmisji danych. Przedstawiony algorytm wykorzystuje znane w teorii sterowania koncepcje dyskretnego regulatora o skończonym czasie regulacji oraz predyktora Smitha. Wykazano, że zapewnia on pełne wykorzystanie zasobów sieci i jednocześnie zapobiega jej przeciążeniu. Pokazano także, że algorytm zawsze generuje nieujemny i ograniczony sygnał sterujący, co umożliwia jego bezpośrednią implementację sprzętową.

LITERATURA

1. 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, Vol. 29, 1998, s. 2201-2212.
2. Gómez-Stern F., Fornés J. M., Rubio F. R.: Dead-time compensation for ABR traffic control over ATM networks. Control Engineering Practice, Vol. 10, 2002, s. 481-491.
3. 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.
4. Izmailov R.: Adaptive feedback control algorithms for large data transfers in high-speed networks. IEEE Transactions on Automatic Control, Vol.40, August 1995, s. 1469-1471.
5. Jagannathan S., Talluri J.: Predictive congestion control of ATM networks: multiple sources/single buffer scenario. Automatica Vol. 38, 2002, s. 815-820.

6. Laberteaux K. P., Rohrs Ch. E., Antsaklis P. J.: A Practical Controller for Explicit rate Congestion Control. IEEE Transactions on Automatic Control, Vol.47, June 2002, s. 960-978.
7. Lengliz I., Kamoun F.: A rate-based flow control method for ABR service in ATM networks. Computer Networks, Vol. 34, 2000, s. 129-138.
8. Mascolo S.: Congestion control in high-speed communication networks using the Smith principle. Automatica, Vol. 35, 1999, s. 1921-1935.
9. Mascolo S.: Smith's principle for congestion control in high-speed data networks. IEEE Transactions on Automatic Control, Vol.45, February 2000, s. 358-364.

Recenzent: Prof. dr hab. inż. Tadeusz Czachórski

Wpłynęło do Redakcji 26 marca 2003 r.

Abstract

In this paper a new discrete time flow control algorithm for fast connection oriented, multi-source communication networks has been proposed. The algorithm treats the network as a time-delay plant and applies Smith predictor for the delay compensation. The sampled time dead-bit controller is used in the inner control loop. The algorithm proposed in the paper assures full resource utilisation and guarantees no cell loss in the controlled network. Therefore, it is particularly well suited for loss sensitive applications. Furthermore, the total flow rate generated by the algorithm is non-negative and always bounded by the maximum available bandwidth.

Adresy

Michał KARBOWAŃCZYK: Politechnika Łódzka, Samodzielny Zakład Sieci Komputerowych, ul. Stefanowskiego 18/22, 90 – 924 Łódź, Polska, mak@zsku.p.lodz.pl
Andrzej BARTOSZEWICZ: Politechnika Łódzka, Instytut Automatyki, ul. Stefanowskiego 18/22, 90 – 924 Łódź, Polska, andpbart@ck-sg.p.lodz.pl