

Zbigniew OMIOTEK

Wyższa Szkoła Zarządzania i Administracji w Zamościu

Franciszek GRABOWSKI

Politechnika Rzeszowska, Zakład Systemów Rozproszonych

WPLYW KOLEJKI TBF NA PARAMETRY QoS PRZEKAZU STRUMIENIOWEGO

Streszczenie. Rośnie ostatnio liczba i rodzaj usług, które mogą być świadczone przez Internet. Dlatego ważnym problemem jest zwiększanie gwarancji jakości tych usług (ang. *Quality of Service*). Jednym z najważniejszych procesów związanych z zapewnieniem odpowiedniej jakości usług jest kolejkowanie. W artykule zaprezentowano wpływ wybranych parametrów kolejki Token Bucket Filter na parametry QoS.

Słowa kluczowe: kolejkowanie, TBF, QoS, streaming.

THE IMPACT OF TBF ON PARAMETERS OF QoS OF STREAMING TRANSMISSION

Summary. Number and type of services can be available via Internet increase recently. Therefore the important problem is increase in guarantee of quality these services. The queueing is the one of the most important processes connected with guarantee of proper quality of services. In this article the impact selected parameters of Token Bucket Filter on the Quality of Service parameters have been presented.

Keywords: queueing, TBF, QoS, streaming.

1. Wstęp

Internet jest obecnie medium zdolnym do świadczenia coraz większej liczby usług wymagających określonej jakości. Coraz częściej za pomocą protokołu IP są realizowane np. transmisje głosu (ang. *Voice over IP*) czy transmisje video (ang. *Video over IP*).

Zaczynają wkraczać również nowe usługi oparte na tym właśnie protokole. Dlatego podejmowane są próby udoskonalenia protokołu IP polegające na wprowadzaniu mechanizmów zwiększających gwarancję jakości usługi, dzięki czemu użytkownik końcowy otrzymywałby od sieci bardziej przewidywalny poziom usług w kontekście przepustowości, opóźnienia i fluktuacji opóźnienia.

Dla protokołu IP zostały opracowane dwie główne metody definiowania klas usług (ang. *Class of Service*). W pierwszej z nich (per-flow) strumień jest traktowany jako określony ciąg pakietów mających te same charakterystyczne informacje, tj. adresy IP źródła i przeznaczenia, porty UDP lub TCP źródła i przeznaczenia. Informacje te jednoznacznie określają stacje końcowe uczestniczące w połączeniu. Pakiet raz przypisany do określonego strumienia jest przesyłany przez sieć jako pakiet należący do określonej klasy usług. Dzięki temu dla określonej sesji w relacji end-to-end strumień czasu rzeczywistego może być przesyłany z inną klasą (wyższym priorytetem) usług niż inne strumienie. Druga metoda może wykorzystywać bity pierwszeństwa znajdujące się w polu TOS (ang. *Type of Service*) nagłówka IP. Bity te określają cechy, które są zalecane do obsługi danego pakietu, są to minimalne opóźnienie, maksymalne pasmo, pewność dostarczenia pakietu, minimalny koszt finansowy oraz usługa normalna, czyli best-effort („jeżeli możesz, to prześlij dalej, jeżeli nie, to poczekaj”). W czasie transmisji pakietów przez sieć wszystkie kolejne routery sprawdzają tylko te bity i obsługują pakiety zgodnie z określoną przez nie klasą usług.

Przypisanie każdego rodzaju ruchu do określonej klasy usług pozwala na indywidualną obsługę każdego ruchu zgodnie z klasą usługi, do której został przypisany, brak jednak gwarancji co do końcowej jakości usługi. Brak takiej gwarancji wynika z faktu, że sieci IP pracują bez rezerwacji zasobów w węzłach, a jakość usług opiera się na mechanizmie best-effort. Przy dużych obciążeniach sieci powstają niekontrolowane stany natłoku. W przypadku aktywności pewnej liczby strumieni TCP w tym samym czasie, stan natłoku w węzłach stanowiących „wąskie gardło” sieci prowadzi do tego, że wszystkie strumienie wykrywają stratę danych niemalże w tym samym czasie, co powoduje stan globalnej synchronizacji. Stan taki oznacza, że wszystkie strumienie TCP, które wykryły stratę pakietów, zaczynają zmniejszać okno transmisyjne, wstrzymując na chwilę transmisję i dopiero po chwili ponawiają próbę wysłania pakietów. Jeżeli stan natłoku wciąż istnieje, każdy ze strumieni wykryje go ponownie i proces powtarza się prowadząc do zablokowania sieci. Takie zachowanie jest szkodliwe dla sieci, ponieważ trudno jest przewidzieć jej stan w kolejnej chwili czasu, kolejki w węzłach przepełniają się powodując odrzucanie pakietów i dużą liczbę retransmisji. W efekcie powstają duże opóźnienia pakietów, które mogą się zmieniać w szerokim zakresie. Dla usług typu WWW, FTP czy E-mail nie ma to znaczenia, ale dla VoIP czy Video over IP jest to bardzo ważne ze względu na gwałtowny spadek

jakości usług. W celu uniknięcia stanu globalnej synchronizacji stosowane są różne mechanizmy, np. WRED (ang. *Weighted Random Early Detection*).

Brak gwarancji jakości świadczonych usług wynika ze współdzielenia medium transmisyjnego przez wielu użytkowników sieci. W takiej sytuacji rosną wykorzystywane zasoby i pojawia się problem kolejkowania przenoszonego przez sieć ruchu. Kolejkowanie występuje w interfejsach węzłów sieci i jest głównym składnikiem architektury każdego rutera. Jest to jeden z najistotniejszych procesów w zapewnieniu różnego rodzaju usług. Wybór algorytmu umieszczania pakietów w kolejce oraz maksymalna długość kolejki są kluczowymi elementami w zarządzaniu kolejkowaniem w celu zapewnienia QoS oraz różnicowania usług. Wybór prawidłowej długości kolejki jest trudny. Zbyt długa kolejka może doprowadzić do nadmiernych opóźnień (pakiety muszą oczekiwać w kolejce w celu ich przetworzenia). Zbyt krótka kolejka powoduje natomiast, że przy większej szybkości wysyłania danych do sieci, niż jest ona w stanie zaakceptować, następuje odrzucanie w węzłach dużej liczby pakietów. Powoduje to, że protokoły pracujące w relacji end-to-end (np. TCP) wykrywają brak określonych pakietów i inicjują retransmisję, co prowadzi do niekorzystnego zmniejszenia dostępnych zasobów sieci. Wpływ odrzucenia lub zgubienia pakietów w węzłach pośredniczących na strumienie audio czy video (czułe na wszelkiego rodzaju opóźnienia i zgubione pakiety) objawia się pogorszeniem jakości dźwięku i obrazu.

Zasadnicze parametry określające QoS to przepustowość sieci, opóźnienie pakietów i fluktuacja tego opóźnienia (ang. *Jitter*). Różne usługi (WWW, FTP, E-mail, Telnet) mają swoje specyficzne wymagania dotyczące wymienionych parametrów. Różna jest też wrażliwość poszczególnych usług na zmiany tych parametrów, np. dla aplikacji czasu rzeczywistego (transmisja głosu lub obrazu) drobna zmiana parametrów QoS może spowodować istotne pogorszenie jakości przekazu.

Jak wspomniano wcześniej, jednym z najistotniejszych procesów związanych z zapewnieniem odpowiedniej jakości usługi jest kolejkowanie. W dalszej części pojęcie kolejkowanie będzie stosowane zamiennie z terminem algorytm kolejkowania. Algorytm kolejkowania decyduje o kolejności wysyłania pakietów znajdujących się aktualnie w kolejce. Badanie algorytmów kolejkowania w kontekście QoS jest tematem licznych prac naukowych realizowanych w ostatnim czasie. W pozycji [1] zaproponowano skalowalną architekturę do kształtowania ruchu, zdolną obsłużyć dużą liczbę połączeń. Guffens i inni przedstawili w [2] prostą metodę sprzężenia zwrotnego do sterowania wielkością bufora kolejki. Podejmowane są próby znalezienia optymalnych wielkości parametrów TBF na podstawie obserwacji przepływu strumienia danych i uwzględnienia występujących w nim zależności długoterminowych [3, 4]. Badane są systemy wykorzystujące znakowanie pakietów przez routery brzegowe posługujące się TBF i aktywne zarządzanie kolejkowaniem przez routery szkieletowe [5]. Prezentowane są również wyniki badań algorytmów

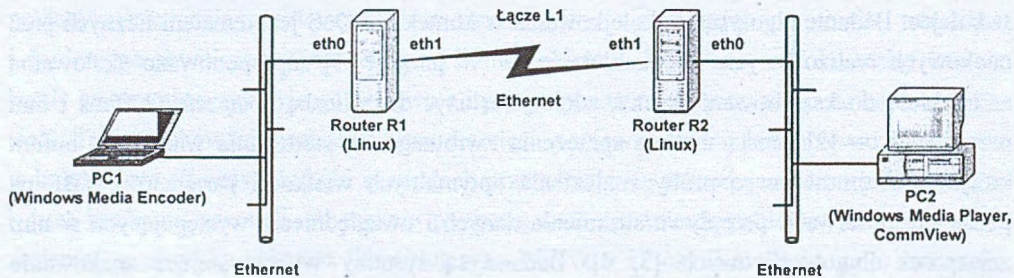
kolejkowania dotyczące transmisji głosu przez Internet [6] oraz doboru optymalnych parametrów kolejki dla transmisji wideo [7].

Celem naszych pomiarów było zbadanie wpływu zmian wybranych parametrów kolejki TBF na parametry istotne dla jakości usługi, postrzegane przez użytkownika końcowego. Podczas badań przyjęliśmy założenie, że trasa pakietów docierających do odbiorcy jest stała. Ograniczyliśmy się również do zbadania wpływu kolejkowania w jednym węźle znajdującym się na tej trasie.

Algorytm TBF jest powszechnie stosowany do ograniczania pasma oraz regulowania natężenia przepływu danych w protokołach służących do gwarantowania przydziału zasobów sieciowych (RFC 2215 [8]). Implementacja TBF ma bufor, do którego wpadają żetony z natężeniem określonym parametrem *rate*. Rozmiar bufora (liczba żetonów, które może pomieścić) jest określony parametrem *buffer*. Wielkość kolejki, w której oczekują dane zanim zostaną obsłużone, jest określona parametrem *limit*. Każdy żeton wypuszcza z kolejki określoną ilość danych i równocześnie z jej wysłaniem jest on usuwany z bufora. Parametr *buffer* określa, jak długo TBF będzie w stanie buforować dane przekraczające parametr *rate* w wypadku przeciążenia. Algorytm ten pozwala zatem na ciągłą transmisję ruchu o charakterze wybuchowym. Algorytm TBF jest najczęściej jednym z elementarnych algorytmów kolejkowania w złożonej kolejce składającej się ponadto z wielu filtrów i klas. Pozwala to na zdefiniowanie różnych klas usług i indywidualną obsługę tych klas.

2. Pomiary

W celu realizacji badań, w WSZiA w Zamościu zbudowaliśmy środowisko pomiarowe zaprezentowane na rys. 1. Nasza sieć składała się z dwóch ruterów programowych (R1, R2) pracujących pod kontrolą systemu Linux Mandrake 8.1 oraz dwóch stacji roboczych (PC1, PC2) z systemami Windows Millenium (PC1) i Windows 2000 (PC2).



Rys. 1. Schemat środowiska pomiarowego

Fig. 1. The diagram of the measurement environment

Na stacji PC1 było zainstalowane oprogramowanie Windows Media Encoder v. 7.01 (WME) umożliwiające kodowanie dźwięku i obrazu oraz transmisję strumieniową do maksymalnie 50 klientów za pomocą protokołu HTTP (w warstwie transportowej był zastosowany protokół TCP). Klientem był program Windows Media Player (WMP) uruchomiony na stacji PC2. Program WMP jest dostępny w każdym systemie Windows. Na stacji PC2 był również uruchomiony program CommView [9] służący do monitorowania i analizy ruchu pakietów. Program CommView był wykorzystany do rejestracji wielkości oraz czasu odebrania kolejnych pakietów przez stację PC2. Wyniki pomiarów, w celu późniejszej analizy, były zapisywane do plików tekstowych. Jak wynika ze schematu sieci, badania były ograniczone do jednej ścieżki transmisji danych. W celu eliminacji wpływu ruchu zewnętrznego na wyniki badań, środowisko pomiarowe nie było podłączone do sieci lokalnej szkoły.

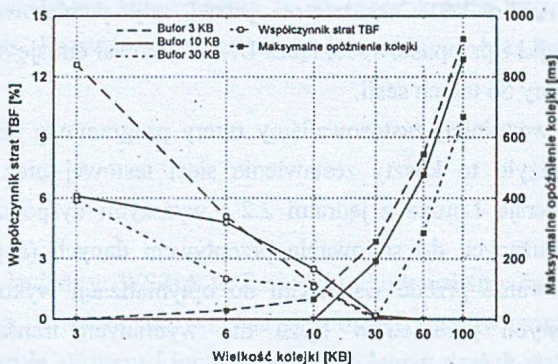
Do badań był wykorzystany klip wideo *canyon.mpg*, dostępny w sieci Internet. Podczas wszystkich pomiarów był on kodowany zgodnie z tym samym wbudowanym profilem systemowym programu WME. Parametry kodowania były następujące: szybkość transmisji bitów – 700 Kbit/s (wideo 636 Kbit/s, audio 64 Kbit/s), rozmiar obrazu – 352 x 288, liczba emitowanych klatek na sekundę – 25, koder wideo – Windows Media Video V7, koder audio – Windows Media Audio V8. Czas trwania jednej sesji pomiarowej, dla określonych wielkości bufora, kolejki i przepustowości łącza L1, obejmował emisję ok. 10 tys. pakietów. Łącznie zrealizowaliśmy 56 takich sesji.

Jak wspomniano wcześniej, zastosowaliśmy rutery programowe pracujące w systemie Linux. Znacznie obniżyło to koszty zestawienia sieci testowej oraz zwiększyło zakres możliwych badań. Wersje Linuxa z jądrami 2.2 i wyższymi dysponują bardzo bogatym zespołem procedur służących do sterowania przepływem danych (ang. *Traffic Control*). Znajdują one zastosowanie przede wszystkim do optymalizacji wykorzystania łącz oraz zapewniania określonych parametrów łącza dla wybranych transmisji. Wspomniane mechanizmy są obsługiwane między innymi za pomocą programu *tc* zawartego, w przypadku nowszych jąder, w pakiecie *iproute2* [10]. Program *tc* umożliwia implementację kolejek złożonych, zawierających szeroki zestaw filtrów, klas i elementarnych algorytmów kolejkovania [11].

Dla interfejsu *eth1* rutera R1 została zaimplementowana kolejka TBF. Zmieniając wartości jej parametrów (*buffer*, *limit* i *rate*), wpływaliśmy na właściwości kolejkovania pakietów oraz przepustowość łącza L1. Dla pozostałych interfejsów ruterów R1 i R2 obowiązywały domyślne algorytmy kolejkovania *packet FIFO* i standardowe długości kolejek wynoszące 100 pakietów. Właściwości transmisji pakietów dla całej trasy od PC1 do PC2, czyli w relacji end-to-end, zależały zatem od ustawionych parametrów kolejkovania dla interfejsu *eth1*. W następnym rozdziale przedstawiliśmy wybrane wyniki naszych pomiarów.

3. Analiza wyników

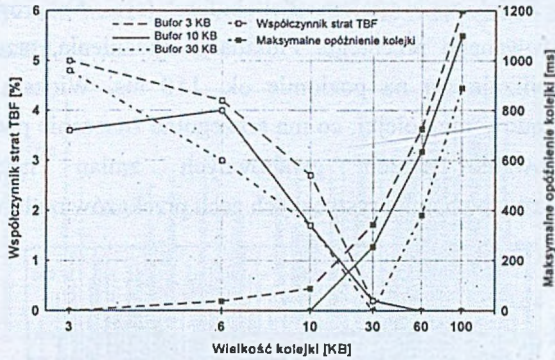
Wpływ parametrów TBF na straty i opóźnienie pakietów jest zilustrowany na rysunkach 2, 3 i 4. Zwiększanie pojemności kolejki pakietów oczekujących na obsługę sprawia, że mniejsza ich liczba jest odrzucana i straty maleją. Taka tendencja występuje niezależnie od wielkości bufora i przepustowości łącza L1. Zwiększenie pojemności bufora przy stałej wielkości kolejki zmniejsza straty pakietów, ponieważ wynika to z przeznaczenia tego elementu kolejki (buforowanie chwilowych przeciążeń). Im większy bufor, tym większa ilość danych w danej chwili zostanie obsłużona z określoną szybkością transmisji. Przepustowość łącza L1 nie zmienia charakteru wpływu bufora na straty pakietów. Przy zmniejszaniu przepustowości łącza L1 maleją również straty pakietów. Być może jest to zjawisko zaskakujące, gdyż należałoby oczekiwać pogłębienia się efektu „wąskiego gardła”. Mniejsze straty wynikają jednak z adaptacyjnych właściwości protokołu TCP, który testując dostępne zasoby sieci, zmniejsza okno transmisyjne oraz szybkość transmisji strumienia. Takie zachowanie ma swoje konsekwencje. Zmniejszenie szybkości transmisji poniżej wartości określonej warunkami kodowania przez WME (700 Kbit/s) zdecydowanie pogarsza jakość odbieranego obrazu do poziomu, który nie może być akceptowany.



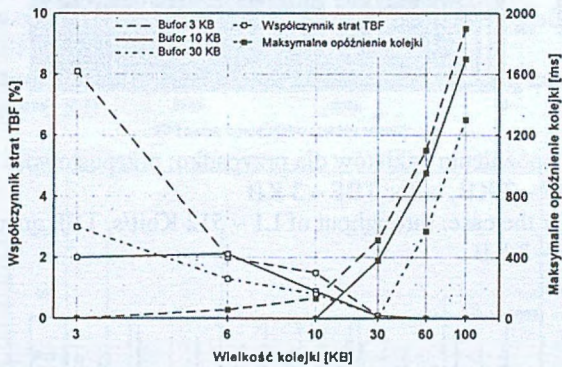
Rys. 2. Straty i opóźnienie pakietów w TBF dla przepustowości łącza L1 równej 1 Mbit/s
 Fig. 2. Loss and delay of packets in the TBF for the throughput of L1 link equal 1 Mbit/s

Opóźnienie pakietów na całej trasie od PC1 do PC2 było uwarunkowane czasem oczekiwania pakietów w kolejce TBF w interfejsie eth1 rutera R1. Łączne opóźnienie dla pozostałych odcinków trasy wynosiło ok. 1 ms. Na rysunkach 2, 3 i 4 został wykreślony przebieg maksymalnego opóźnienia, jakiego mogły doznać pakiety oczekujące w kolejce TBF. Większa kolejka, to oczywiście większe opóźnienie. Zwiększenie pojemności bufora prowadzi do istotnego zmniejszenia opóźnienia, niezależnie od przepustowości łącza L1. Wynika to z możliwości obsłużenia w danej chwili czasu większej ilości danych oczekujących w kolejce. Zmniejszenie przepustowości L1 (zwiększenie efektu „wąskiego

gardła”) prowadzi do większego wypełnienia kolejki, zatem opóźnienie pakietów znajdujących się na jej końcu rośnie. Podczas transmisji sygnału audio ucho ludzkie jest w stanie odczuć różnicę, gdy opóźnienia pakietów przekraczają 150 ms. Wychodząc z tego założenia, pożądana wielkość kolejki dla naszych warunków pomiarowych nie powinna przekraczać ok. 20 KB.



Rys. 3. Straty i późnienie pakietów w TBF dla przepustowości łącza L1 równej 768 Kbit/s
Fig. 3. Loss and delay of packets in the TBF for the throughput of L1 link equal 768 Kbit/s

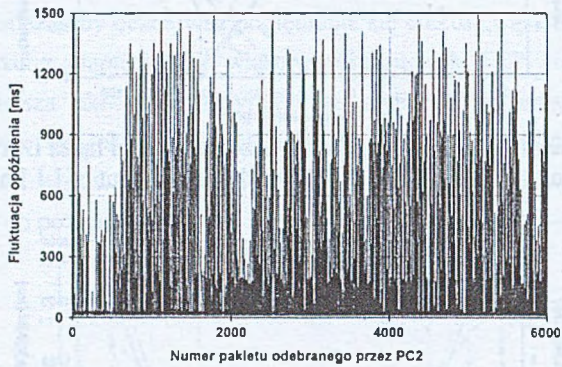


Rys. 4. Straty i późnienie pakietów w TBF dla przepustowości łącza L1 równej 512 Kbit/s
Fig. 4. Loss and delay of packets in the TBF for the throughput of L1 link equal 512 Kbit/s

Wykresy zaprezentowane na rysunkach 2, 3 i 4 świadczą o przeciwnym charakterze zmian współczynnika strat i opóźnienia podczas zmiany wielkości kolejki. Ten fakt sprawia, że wybór właściwej długości kolejki jest trudny i musi być dokonywany bardzo ostrożnie. Zbyt krótka kolejka powoduje nadmierne straty pakietów, natomiast zbyt długa jest źródłem dużego opóźnienia, co szczególnie dla aplikacji czasu rzeczywistego jest bardzo istotne.

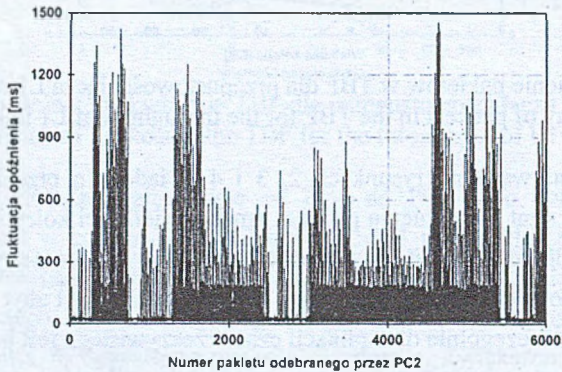
Nie mniej ważnym parametrem, oprócz opóźnienia pakietów, jest fluktuacja tego opóźnienia, wyznaczona przez pomiar różnicy czasów odebrania kolejnych pakietów. Zbyt duże fluktuacje opóźnienia pakietów mogą istotnie pogorszyć jakość przekazu multimedialnego, a nawet zupełnie uniemożliwić taki przekaz. Na rysunkach 5 i 6 jest

przedstawiony przebieg fluktuacji opóźnień pakietów dla różnej pojemności bufora TBF. Zaprezentowano wyniki dla „najgorszych” warunków transmisji strumienia (przepustowość L1 wynosi 512 Kbit/s, wielkość kolejki 3 KB), ponieważ z punktu widzenia kolejkowania jest to przypadek najciekawszy. Dla małej pojemności bufora, wynoszącej 3 KB (rys. 5), obserwujemy bardzo dużą zmienność opóźnień, dotyczącą zarówno częstości, jak i amplitudy zmian. Zwiększenie pojemności bufora (rys. 6) prowadzi do pewnego „wygładzenia” obserwowanego przebiegu. Fluktuacja opóźnień, przez większość czasu trwania pomiaru, stabilizuje się na poziomie ok. 150 ms. Większa pojemność bufora powoduje szybsze rozładowanie kolejki, co ma szczególne znaczenie podczas występowania przeciążeń. Występowanie takich gwałtownych zmian natężenia przepływu („wybuchowości”) należy do charakterystycznych cech przekazów multimedialnych.



Rys. 5. Fluktuacja opóźnień pakietów dla przypadku: przepustowość L1 – 512 Kbit/s, kolejka TBF – 3 KB, bufor TBF – 3 KB

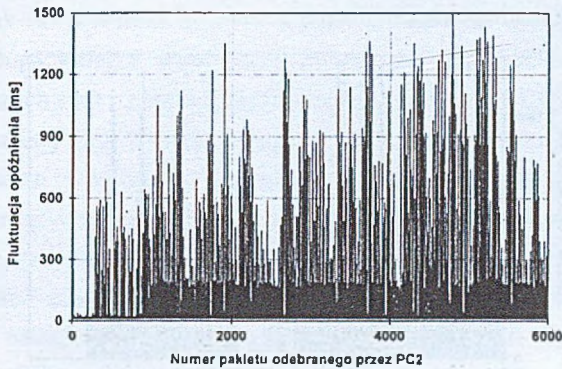
Fig. 5. The jitter for the case: throughput of L1 – 512 Kbit/s, TBF queue – 3 KB, TBF buffer – 3 KB



Rys. 6. Fluktuacja opóźnień pakietów dla przypadku: przepustowość L1 – 512 Kbit/s, kolejka TBF – 3 KB, bufor TBF – 30 KB

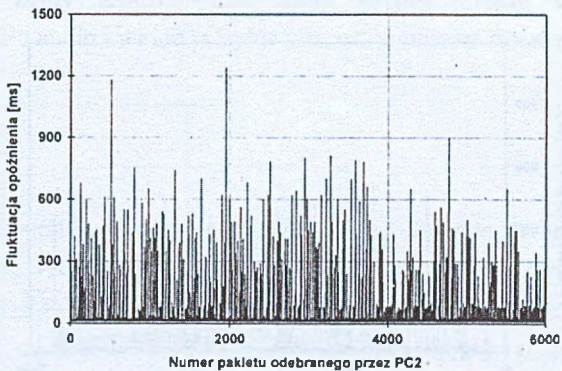
Fig. 6. The jitter for the case: throughput of L1 – 512 Kbit/s, TBF queue – 3 KB, TBF buffer – 30 KB

W celu zobrazowania wpływu szerokości pasma kanału transmisyjnego na fluktuację opóźnienia wykreślono przebieg tego parametru dla przepustowości łącza L1 równej 768 Kbit/s i 1 Mbit/s (rys. 7 i 8). Zwiększenie przepustowości o 33% powoduje znaczne zmniejszenie fluktuacji (poniżej 100 ms) oraz zmniejszenie częstości jej zmian. Wynika to z minimalnego poziomu kolejkowania pakietów w TBF, jaki pojawia się dla tego przypadku. Występujący sporadycznie wzrost fluktuacji (do ok. 600 ms) wynika z wybuchowej natury transmitowanego sygnału.



Rys. 7. Fluktuacja opóźnienia pakietów dla przypadku: przepustowość L1 – 768 Kbit/s, kolejka TBF – 3 KB, bufor TBF – 3 KB

Fig. 7. The jitter for the case: throughput of L1 – 768 Kbit/s, TBF queue – 3 KB, TBF buffer – 3 KB



Rys. 8. Fluktuacja opóźnienia pakietów dla przypadku: przepustowość L1 – 1 Mbit/s, kolejka TBF – 3 KB, bufor TBF – 3 KB

Fig. 8. The jitter for the case: throughput of L1 – 1 Mbit/s, TBF queue – 3 KB, TBF buffer – 3 KB

Wpływ wielkości kolejki TBF na fluktuację opóźnienia został zilustrowany na rys. 9 i 10. Wartości stałych parametrów (przepustowość L1 i wielkość bufora TBF) zostały tak dobrane, aby nie wносиły ograniczeń dla transmitowanego sygnału. Zbyt mała pojemność

6. Karam M., Tobagi F.: Analysis of the Delay and Jitter of Voice Traffic Over the Internet. Proc. IEEE INFOCOM, April 2001, Vol. 2, pp. 824+833.
7. Glasmann J., Czermin M., Riedl A.: Estimation of Token Bucket Parameters for Videoconferencing Systems in Corporate Networks. Proc. SoftCOM, October 2000.
8. Shenker S., Wroclawski J.: General Characterization Parameters for Integrated Service Network Elements. September 1997 (RFC 2215), <http://www.ietf.org/rfc/rfc2215.txt>
9. Program CommView: <http://www.tamos.com>
10. Kuzniecowa A.: pakiet iproute2. <ftp://sunsite.icm.edu.pl/pub/Linux/iproute/>
11. Hubert B., Maxwell G., van Mook R., van Oosterhout M., Schroeder P., Spaans J.: Linux Advanced Routing & Traffic Control HOWTO. <http://www.tldp.org/HOWTO/Advanced-Routing-HOWTO/>

Recenzent: Dr inż. Andrzej Chydziniński

Wpłynęło do Redakcji 28 marca 2003 r.

Abstract

In this article the impact selected parameters of Token Bucket Filter on the Quality of Service parameters have been presented. Executed research showed high impact the configuration of the queue on parameters transmission of the packet stream (loss, delay and jitter) fundamentally for given level of Quality of Service. It turned out, that increasing the buffer capacity (Fig. 5, Fig. 6) and throughput of the link (Fig. 7, Fig. 8) has profitable impact on all parameters of QoS. Increasing the utilization of the available band, capacity of the queue should be increase as well (Fig. 9, Fig. 10). But suitable capacity of the queue should be adjust carefully. Too long queue makes much delays of the packets (Fig. 2, Fig. 3, Fig. 4), however too short makes more loss of packets and worse jitter parameter (Fig. 9).

Adresy

Zbigniew OMIOTEK: Wyższa Szkoła Zarządzania i Administracji, Katedra Informatyki i Inżynierii Wiedzy, ul. Akademicka 4, 22-400 Zamość, Polska, zomiotek@wszia.edu.pl .
Franciszek GRABOWSKI: Politechnika Rzeszowska, Zakład Systemów Rozproszonych, ul. Wincentego Pola 2, 35-959 Rzeszów, Polska, fgrab@prz.rzeszow.pl .