

AKADEMIA GÓRNICZO-HUTNICZA  
IM. STANISŁAWA STASZICA

---

WYDZIAŁ, ELEKTROTECHNIKI, AUTOMATYKI, INFORMATYKI I ELEKTRONIKI,  
KATEDRA TELEKOMUNIKACJI

AUTOREFERAT ROZPRAWY DOKTORSKIEJ

# Wpływ kształtowania ruchu na opóźnienia w sieci IP w architekturze Usług Zróznicowanych dla reguł przesyłania pakietów EF PHB

MGR INŻ. JANUSZ GOZDECKI

PROMOTOR:

Prof. dr hab. inż. Zdzisław Papir

Akademia Górniczo-Hutnicza

RECENZENCI:

Dr hab. inż. Andrzej Chydziański, prof.  
nadzw. PŚ

Politechnika Śląska  
Akademia Górniczo-Hutnicza

Prof. dr hab. inż. Andrzej Jajszczyk

KRAKÓW 2010

# 1 Wprowadzenie

Poszerzające się obszary zastosowań sieci IP powodują, że nieodzownym staje się zapewnienie gwarancji jakości usług świadczonych przez protokół IP, szczególnie dla interaktywnych aplikacji multimedialnych [11, 12]. Obecne wymagania jakości transmisji realizuje się przez odpowiednie planowanie sieci, eliminujące natłoki w sieci i przez stosowanie coraz to bardziej wydajnych technik transmisyjnych jak np. ATM, MPLS i sieci światłowodowe w warstwach niższych. Brak współpracy w zakresie QoS pomiędzy protokołem IP a niższymi warstwami może jednak powodować, że planowanie i nowe techniki transmisyjne nie zapewnią żądanej jakości transmisji bez znacznego przewymiarowania sieci. Uzyskanie gwarancji jakości usług w sieci IP wymaga rozszerzenia istniejącego modelu obsługi o nowe klasy usług umożliwiające gwarancje jakości usługi sieciowej [13, 14, 15].

Na obecnym etapie badań nad QoS w sieciach IP zdefiniowano dwie architektury sieci umożliwiające podział obsługiwanego ruchu na klasy i obsługę tych klas ze zróżnicowaną jakością [9]. Są to: architektura Usług Zintegrowanych (IntServ – *Integrated Services*) [4] i Usług Zróżnicowanych (DiffServ – *Differentiated Services*) [2]. Klasy usług zaimplementowane w modelu Usług Zintegrowanych umożliwiają obsługę każdego rodzaju aplikacji, z uwzględnieniem usług czasowo krytycznych, dla których przeznaczona jest gwarantowana usługa sieciowa. Usługa ta umożliwia aplikacji sterowanie parametrami transmisji, takimi jak np. opóźnienie całkowite pakietów w sieci. Jednak przyjęty sposób obsługi pakietów w węzłach sieci powoduje, że architektura Usług Zintegrowanych posiada problemy skalowalności w sieciach szkieletowych. Problemy skalowalności w sieciach szkieletowych zostały wyeliminowane w architekturze Usług Zróżnicowanych, gdzie dedykowana obsługa dla pojedynczych strumieni danych możliwa jest tylko na brzegu sieci, natomiast wewnątrz sieci wszystkie strumienie danych są przydzielone do ograniczonej liczby agregatów DiffServ. Do obsługi aplikacji czasowo krytycznych w architekturze Usług Zróżnicowanych przeznaczone są, specjalnie do tego celu zaprojektowane, reguły przesyłania pakietów EF PHB (*Expedited Forwarding Per Hop Behaviour*) [7]. Obsługa pakietów zgrupowanych w agregaty strumieni danych powoduje wykładniczy wzrost maksymalnych opóźnień w sieci wraz z wzrostem jej rozmiarów, oraz wpływa na ograniczenie maksymalnego wykorzystania pasma w sieci, które jest uzależnione od jej rozmiarów i architektury.

## 2 Cel i teza rozprawy

Celem rozprawy doktorskiej jest analiza korzystnego wpływu kształtowania ruchu za pomocą algorytmu ciekącego wiadra na opóźnienia maksymalne, jakich doznają pakiety przy transmisji przez sieć IP o architekturze Usług Zróżnicowanych dla EF PHB. Autor sformułował następującą tezę rozprawy doktorskiej:

***Zastosowanie algorytmu ciekącego wiadra do kształtowania agregatów EF PHB w każdym węźle sieci IP w architekturze Usług Zróżnicowanych umożliwia zmniejszenie opóźnień maksymalnych pomiędzy brzegami domeny dla usług sieciowych zbudowanych za pomocą reguł przesyłania pakietów EF PHB pod warunkiem, że szybkość obsługi agregatów EF PHB jest mniejsza od przepustowości łączy.***

W rozprawie autor wykazał, że w sieciach DiffServ, w których szybkość obsługi agregatów EF PHB jest mniejsza od przepustowości łączy, wprowadzenie kształtowania ruchu dla agregatów w każdym węźle sieci umożliwia zmniejszenie opóźnień maksymalnych zapobiegając niekontrolowanemu akumulowaniu się pakietów w węzłach sieci, powodującemu gwałtowny wzrost opóźnień jaki jest obserwowany w klasycznej sieci DiffServ.

### 3 Rozwiązanie problemu

Zastosowana metodyka postępowania wykorzystuje aparat matematyczny „Network calculus” [3] do zbudowania modelu matematycznego opisującego sieć typu DiffServ z wprowadzonym kształtowaniem ruchu dla agregatów EF PHB w każdym węźle sieci i wyznaczeniu opóźnień maksymalnych w tej sieci. Następnie autor porównuje wyniki osiągnięte w rozprawie z opóźnieniami maksymalnymi w klasycznej sieci DiffServ. Aparat matematyczny „Network calculus” złuży do analizy kresów górnych i dolnych parametrów sieci pakietowych, takich jak opóźnienia maksymalne czy wymagane rozmiary buforów w ruterach. W rozdziale 3.2 autor przedstawia jedno z twierdzeń udowodnionych w rozprawie, którego analiza dowodzi prawdziwości stawianej tezy rozprawy.

#### 3.1 Wyznaczanie opóźnień maksymalnych w sieciach typu DiffServ

Szacowanie maksymalnych opóźnień pomiędzy brzegami klasycznej sieci DiffServ opiera się na wzorach matematycznych opisujących kresy górne opóźnień dla sieci, w których stosuje się obsługę nie dla pojedynczych strumieni danych, ale dla strumieni pogrupowanych w agregaty strumieni danych. Pierwsze wyniki prac związanych z szacowaniem deterministycznych opóźnień maksymalnych w domenie DiffServ zostały przedstawione przez A. Charny i J. Y. Le Boudeca [7, 5, 1]. W ich wspólnej pracy [5] autorzy wyznaczyli deterministyczne ograniczenie na maksymalne opóźnienie pakietów pomiędzy dowolnymi ruterami brzegowymi domeny DiffServ obsługiwanych przez EF PHB. Prace A. Charny i J. Y. Le Boudeca znalazły również swoje odbicie w ostatecznej definicji EF PHB [7]. Y. Jiang w swojej pracy [16] rozwinął teorię przedstawioną w [5] na wszystkie algorytmy kolejkowania należące do klasy Gwarantowanej Szybkości GR (Guaranteed Rate) [8].

Istnieje kilka propozycji zmniejszania maksymalnych opóźnień w sieciach zgodnych z architekturą DiffServ, w których obsługę ruchu wewnątrz sieci prowadzi się dla agregatów strumieni danych, a tylko na brzegu sieci prowadzi się sterowanie przyjęciem zgłoszeń i sprawdzenie zgodności parametrów strumieni z kontraktem ruchowym. Propozycje te dotyczą głównie budowy bardziej rozbudowanych algorytmów kolejkowania i szeregowania zgłoszeń. Przykładami takich rozwiązań jest pomysł “damperów” [3, 6] i algorytm szeregowania *Static Earliest Time First* (SETF) [18, 17]. Główna idea tych rozwiązań polega na wpisywaniu do pakietów wchodzących do sieci informacji o czasie przybycia pakietu do węzła brzegowego. Wewnątrz sieci, w ruterach rdzeniowych, pakiety należące do agregatu EF są obsługiwane w kolejności wyznaczonej przez informacje o czasie obsługi zapisane w pakiecie; pakiety, które przybyły do sieci wcześniej, są obsługiwane w pierwszej kolejności.

#### 3.2 Opóźnienia maksymalne pomiędzy brzegami sieci z zastosowanym kształtowaniem ruchu algorytmem ciekącego wiadra dla agregatów EF PHB

Autor postawił przed sobą zadanie analizy wpływu kształtowania ruchu algorytmem ciekącego wiadra na maksymalne opóźnienia w sieci DiffServ dla agregatów EF. Wprowadzenie kształtowania zgodnego z algorytmem ciekącego wiadra we wszystkich węzłach domeny DiffServ dla reguł przesyłania pakietów EF PHB, może wprowadzić dodatkowe opóźnienia, ale nie pozwoli na nadmierne “sklejanie” się pakietów w sieci według mechanizmu opisanego w [5], a tym samym spowoduje zmniejszenie maksymalnych opóźnień pomiędzy brzegami domeny sieci DiffServ. Proces “sklejania” się pakietów w sieci DiffServ powoduje znaczne zwiększenie wybuchowości obsługiwanego ruchu. W odróżnieniu od sposobów ograniczenia opóźnień maksymalnych przedstawionych powyżej zas-

tosowanie kształtowania ruchu wyłącznie dla agregatu EF nie wpłynie znacząco na dodatkowe obciążenie obliczeniowe ruterów w sieci DiffServ oraz nie wymaga ingerencji w format nagłówka IP.

Autor zakłada dowolną topologię sieci z węzłami buforującymi pakiety na wyjściu, implementującymi algorytm kolejkowania typu First-In-First-Out (FIFO) dla rozważanej klasy ruchu oraz algorytmem szeregowania typu GR. Przez klasę ruchu autor rozumie zbiór strumieni danych w sieci, których pakiety są oznaczone takim samym kodem DSCP (*DiffServ Code Point*). Oznaczmy przez  $N$  zbiór wszystkich węzłów sieciowych  $n$ , przez  $L$  zbiór wszystkich łączy  $l$  w rozważanej sieci. Zakładamy, że maksymalny rozmiar pakietu w rozważanej sieci nie przekracza  $M$ . Maksymalny rozmiar pakietu w łączy  $l$  oznaczmy przez  $M_l$ . Ruch przychodzący do sieci wchodzi węzłami typu “ingress”, natomiast opuszcza sieć w węzłach typu “egress”. W sieci istnieje co najmniej jedna grupa strumieni danych przepływających pomiędzy brzegami sieci, która jest obsługiwana przez algorytm szeregowania typu GR.

Algorytm szeregowania GR pierwotnie został zdefiniowany dla strumieni modelu Usług Zintegrowanych, ale może on być łatwo rozszerzony na szeregowanie pakietów należących do jednej klasy ruchu, jeśli będziemy traktować strumienie należące do jednej klasy ruchu w łączy jako pojedynczy strumień danych, co zostało wykazane w [16]. Zbiór strumieni danych należący do jednej klasy ruchu w łączy nazywamy agregatem DiffServ. W opisywanym modelu opóźnienia gwarantowane przez algorytm szeregowania GR dla agregatu są takie same jak zostały zdefiniowane dla pojedynczych strumieni danych.

W rozprawie autor zajmuje się opisem i parametrami obsługi tylko dla jednej, wybranej klasy ruchu obsługiwanej w każdym węźle sieci zgodnie z algorytmem GR, dalej nazywanej klasą priorytetową, natomiast pozostałe klasy ruchu są traktowane jako ruch tła. Ruch tworzony przez pakiety należące do klasy priorytetowej nazywamy ruchem priorytetowym. W danej sieci może istnieć wiele klas ruchu spełniających definicję klasy priorytetowej i w takim wypadku wybieramy jedną z nich, a pozostałe traktujemy jako ruch tła. W każdym łączy sieci pakiety należące do klasy priorytetowej (zwanej także agregatem priorytetowym), są buforowane w pojedynczej kolejce, niezależnie od kolejek obsługujących inne klasy. Strumieniem ruchu (w odróżnieniu od strumienia danych), lub krótko strumieniem, nazywamy zbiór pakietów, które należą do tej samej klasy ruchu, przechodzą przez sieć tą samą ścieżką, czyli przechodzą przez te same węzły sieci od węzła ingress do węzła egress. Wszystkie strumienie należące do klasy priorytetowej będą nazywane strumieniami priorytetowymi. Zakładamy, że  $i$ -ty strumień priorytetowy o parametrach  $(r_i, b_i)$  jest ograniczony na wejściu do sieci w taki sposób, aby był zgodny z algorytmem ciekącego wiadra o szybkości obsługi  $r_i$  i rozmiarze wiadra  $b_i$ . Strumień  $i$  może się składać z jednego lub większej liczby strumieni danych, ale nie stawiamy założenia co do charakterystyki ruchowej poszczególnych strumieni wchodzących w skład strumienia  $i$  – ważne jest tylko, aby cały zbiór strumieni tworzący strumień był ograniczony na wejściu do sieci przez parametry  $(r_i, b_i)$ . Dopuszcza się także, aby przez tę samą ścieżkę w sieci mógł przechodzić więcej niż jeden strumień. Przez  $O_l$  oznaczmy zbiór wszystkich strumieni priorytetowych w łączy  $l$ .

Przedstawiony powyżej model spełnia założenia reguł przekazywania pakietów EF PHB [7] dla modelu Usług Zróżnicowanych oraz jest zgodny z modelami przedstawionymi w [16] i [1].

Założmy, że dla wszystkich łączy  $l \in L$  cały ruch priorytetowy spełnia następującą nierówność  $\sum_{i \in O_l} r_i < \alpha R_l$ , gdzie  $R_l$  jest szybkością obsługi klasy priorytetowej w łączy  $l$ , i  $\alpha$  jest współczynnikiem, który spełnia następującą zależność  $0 \leq \alpha \leq 1$ . Dodatkowo wymagane jest aby suma rozmiarów wiader  $\sigma_i$  dla strumieni przechodzących przez każde łączy  $l \in L$  była ograniczona przez  $\sum_{i \in O_l} b_i < \beta R_l$ . jeśli w rozważanej sieci zastosujemy

algorytm ciekącego wiadra dla agregatu priorytetowego w każdym łączy sieci  $l \in L$  z parametrami  $(\rho_l = \eta C_l, \sigma_l = \epsilon C_l)$ , wtedy następujące twierdzenie jest prawdziwe:

**Twierdzenie 1** *Jeśli w każdym łączy sieci  $l \in L$*

$$\rho_l \geq R_l \quad (1)$$

*lub*

$$\alpha R_l \leq \rho_l < R_l \quad (2)$$

*i*

$$\frac{\sigma_l R_l}{R_l - \rho_l} > \frac{R_l ((H-1)T_l \alpha + \beta) \rho_n + (\alpha(H-1)(u_l + \rho_n - u_l \rho_n) - 1) \sigma_n}{((H-1)u_l \alpha - 1)(\rho_n - R_l \alpha)} \quad (3)$$

*i następujące wspólne warunki są spełnione:*

$$\sigma_n < \frac{R_l ((H-1)T_l \alpha + \beta) (P_n - \rho_n) + M_n (\rho_n + \alpha ((H-2)R_l - \rho_n (H-1)))}{(H-2)R_l \alpha + P_n (1 - \alpha(H-1))} \quad (4)$$

*i*

$$\alpha < \min_{l \in L} \left\{ \frac{P_n}{(P_n - R_l)(H-1) + R_l}, \frac{\rho_n}{(\rho_n - R_l)(H-1) + R_l} \right\} \quad (5)$$

*to maksymalne opóźnienie  $D$  pomiędzy brzegami sieci dla agregatów priorytetowych spełnia następującą nierówność:*

$$D \leq \frac{H}{1 - v\alpha(H-1)} (E' + v\beta) \quad (6)$$

gdzie:

$$E' = \max_l \left\{ \frac{\sigma_n (1 - v_l)}{R_l} + T_l \right\}, \quad (7)$$

$$v = \max_{l \in L} \left\{ v_l = \frac{(\rho_n - R_l)^+}{\rho_n - \alpha R_l} \right\}, \quad (8)$$

$$T_l = \frac{M_l}{R_l} + E_l. \quad (9)$$

Zmienna  $H$  definiuje maksymalną ilość węzłów jakie musi pokonać pakiet, aby został przesłany pomiędzy brzegami tej sieci.  $P_n$  oznacza maksymalną przepływność ruchu wchodzącego do węzła  $n$  dla całej klasy ruchu priorytetowego i wychodzącego przez łączy  $l$ . Dla rutera o dużej szybkości magistrali wewnętrznej  $P_n$  może być obliczone jako  $P_n = \sum_{l=1}^{k_n} C_l$ , gdzie  $C_l$  jest przepustowością łączy  $l$  przychodzącego do węzła  $n$  oraz  $k_n$  jest liczbą łączy przychodzących do węzła  $n$ . W przypadku, gdy maksymalna szybkość  $P_n$  nie może być oszacowana, można przyjąć, że  $P_n = \infty$ . Szybkość obsługi agregatu  $R_l$  zależy od zastosowanego algorytmu szeregowania i na przykład dla algorytmu szeregowania *Strict Priority* dla klasy o najwyższym priorytecie  $R_l = C_l$ , dla algorytmu WFQ (*Weighted Fair Queuing*)  $R_l$  jest równy szybkości gwarantowanej dla danego agregatu. Zmienna  $\rho_n = \sum_{l=1}^{k_n} \rho_l$  jest sumą szybkości obsługi w algorytmie ciekącego wiadra od wszystkich łączy przychodzących do węzła  $n$ . Analogicznie,  $\sigma_n = \sum_{l=1}^{k_n} \sigma_l$  jest sumą rozmiarów wiader w algorytmie ciekącego wiadra od wszystkich łączy przychodzących do

węzła  $n$ .  $M_n = \sum_{l=1}^{k_n} M_l$ .  $T_l = \frac{M_l}{R_l} + E_l$ , gdzie  $E_l$  jest stałą, która zależy od zastosowanego algorytmu szeregowania w łączu  $l$ .

Dowód twierdzenia 1 jest zawarty w rozprawie oraz został przedstawiony w artykule [10].

W doktoracie autor udowodnił, że maksymalne opóźnienia zdefiniowanych w twierdzeniu 1 są zawsze mniejsze od opóźnień w klasycznej sieci DiffServ, dla przypadku w którym spełniona jest następująca zależność  $R_l < \rho_l < C_l$ . Opóźnienie maksymalne w klasycznej sieci DiffServ jest ograniczone przez następujące równanie [16]:

$$D \leq \frac{H}{1 - (H-1)\alpha u} (E + u\beta) \quad (10)$$

gdzie  $u = \max_{l \in L} \left\{ u_l = \frac{(P_n - R_l)^+}{P_n - \alpha R_l} \right\}$ , i  $E = \max_{l \in L} \left\{ \frac{(1-u_l)M_n}{R_l} + \frac{M}{R_l} + E_l \right\}$ . Opóźnienie maksymalne zdefiniowane przez nierówność (10) istnieje tylko pod warunkiem jeśli współczynnik wykorzystania pasma  $\alpha$  dla wszystkich łącz  $l \in L$  w sieci *DiffServ* spełnia następujący warunek [7, 5, 16]:

$$\alpha < \min_{l \in L} \left\{ \frac{P_n}{(P_n - R_l)(H-1) + R_l} \right\} \quad (11)$$

Pozostałe zmienne w nierównościach (10) i (11) są takie same jak w wyżej opisanym modelu.

### 3.3 Porównanie opóźnień maksymalnych

W rozprawie autor udowodnił, że dla sieci w której jest spełniony warunek

$$R_l < \rho_l < C_l \quad (12)$$

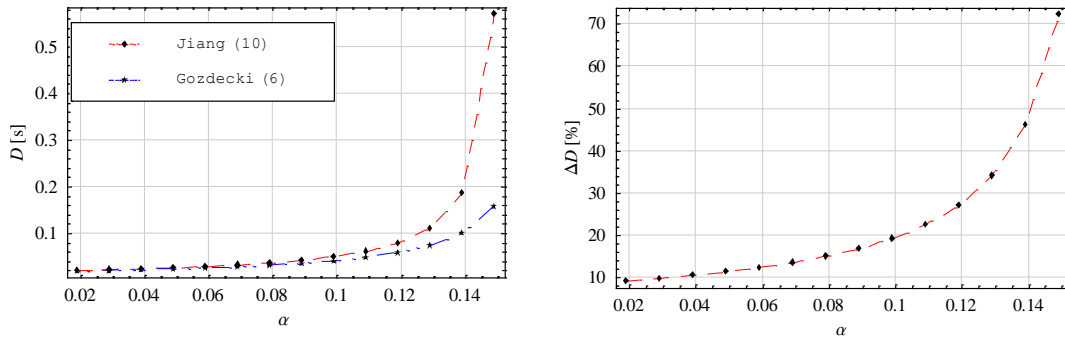
dla każdego łącza  $l \in L$  oraz spełniającej warunki twierdzenia 1, opóźnienie maksymalne jest mniejsze niż w odpowiadającej jej klasycznej sieci DiffServ. W bieżącym rozdziale zostanie przedstawione graficzne porównanie opóźnień maksymalnych dla twierdzenia 1 i nierówności (10) dla przykładowej sieci opisanej parametrami z tabeli 1.

Parameter	$R_l$ [b/s]	$C_l$ [b/s]	$M$ [B]	$P_n$ [b/s]	$M_n$ [B]	$H$
Value	$5 \cdot 10^5$	$10^9$	1500	$6 \cdot 10^9$	9000	8
Parameter	$E_l$ [s]	$T_l$	$\epsilon$ [s]	$\eta$	$\alpha$	$\beta$ [s]
Value	$12 \cdot 10^{-6}$	$36 \cdot 10^{-6}$	$12 \cdot 10^{-6}$	0.505	0.149	$24 \cdot 10^{-4}$

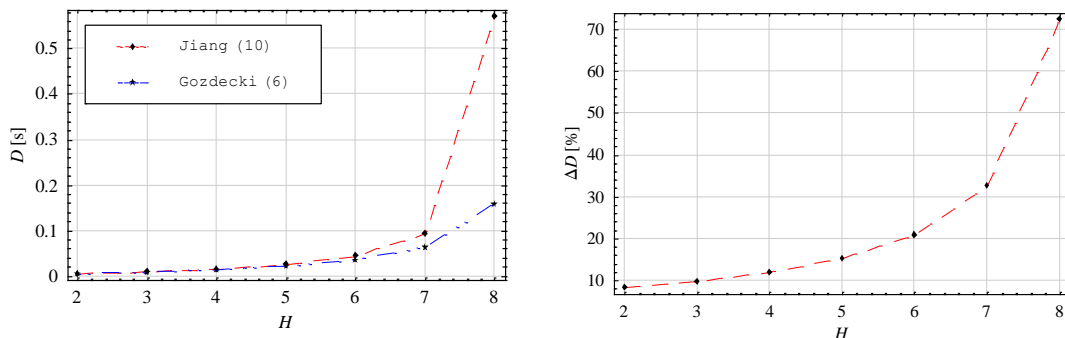
Tabela 1: Parametry przykładowej sieci

W tabeli 1 zostały przedstawione parametry sieci wykorzystane do porównania maksymalnych opóźnień zdefiniowanych przez nierówności (10) i (6) na rysunkach 1 i 2. Rysunek 1 przedstawia porównanie maksymalnych opóźnień pomiędzy brzegami sieci pomiędzy nierównościami (10) i (6) w funkcji  $\alpha$ . Na tym rysunku maksymalne opóźnienie dla sieci z zastosowanym kształtowaniem ruchu algorytmem ciekącego wiadra jest mniejsze niż w odpowiadającej jej klasycznej sieci DiffServ dla całego zakresu wartości zmiennej  $\alpha$ , a zysk w postaci zmniejszenia opóźnień maksymalnych sięga od 6.5% dla  $\alpha = 0.01$  do 90% dla  $\alpha = 0.149$ .

Rysunek 2 przedstawia porównanie opóźnień maksymalnych pomiędzy brzegami sieci DiffServ pomiędzy nierównościami (10) i (6) w funkcji parametru  $H$ . Na tym rysunku opóźnienie maksymalne dla sieci z kształtowaniem ruchu algorytmem ciekącego wiadra



Rysunek 1: Porównanie opóźnień maksymalnych pomiędzy brzegami sieci dla pakietów obsługiwanych przez EF PHB w funkcji  $\alpha$ ; lewy wykres – wartości bezwzględne, prawy wykres – różnica w %



Rysunek 2: Porównanie opóźnień maksymalnych pomiędzy brzegami sieci dla pakietów obsługiwanych przez EF PHB w funkcji zmiennej  $H$ ; lewy wykres – wartości bezwzględne, prawy wykres – różnica w %

jest także mniejsze niż w odpowiadającej jej sieci bez kształtowania ruchu dla wszystkich wartości parametru  $H$ , a zysk wynosi od około 7% dla  $H = 2$  do 70% dla  $H = 8$ .

Przedstawione rysunki pokazują, że zmniejszenie opóźnień w sieci *DiffServ* mogą być znaczne, pod warunkiem, że zostaną dobrane odpowiednie parametry kształtowania agregatów danych w sieci *DiffServ*.

## 4 Podsumowanie

Głównym celem rozprawy była analiza wpływu kształtowania ruchu za pomocą algorytmu ciekącego wiadra na opóźnienia maksymalne, jakich mogą doznawać pakiety przy transmisji przez sieć IP o architekturze Usług Zróżnicowanych z wykorzystaniem reguły przesyłania pakietów EF PHB. EF PHB został zdefiniowany do budowania usług sieciowych o najwyższych parametrach jakościowych, wymagających bezstratnej transmisji pakietów i gwarancji maksymalnych opóźnień przy przesyłaniu pakietów przez domenę sieci DiffServ. Dowód tezy rozprawy polegał na zbudowaniu modelu matematycznego opisującego sieć DiffServ dla EF PHB oraz wprowadzeniu do niego kształtowania ruchu dla agregatów EF PHB w każdym węzle sieci. Dla stworzonego modelu sieci autor sformułował i udowodnił centralne dla rozprawy twierdzenie opisujące opóźnienie maksymalne pomiędzy brzegami sieci. Analiza tego równania pozwoliła na wyodrębnienie szczególnych przypadków, które pozwoliły określić, dla jakich parametrów sieci DiffServ i parametrów algorytmu ciekącego wiadra można zmniejszyć opóźnienie maksymalne pomiędzy brze-

gami sieci. Na podstawie tej analizy autor stwierdza, że postawiona w rozprawie teza jest prawdziwa. Najważniejsze oryginalne osiągnięcia autora w rozprawie są następujące:

- zbudowanie modelu sieci DiffServ z kształtowaniem ruchu dla agregatów EF we wszystkich węzłach sieci,
- sformułowanie i dowód ogólnego twierdzenia o opóźnieniach maksymalnych opisującego wpływ kształtowania agregatów ruchu algorytmem ciekącego wiadra na opóźnienie maksymalne w sieci DiffServ,
- wyznaczenie dla twierdzenia o opóźnieniach maksymalnych rozwiązań jego szczególnych przypadków, które opisują, dla jakich parametrów opóźnienia maksymalne w sieci DiffServ z kształtowaniem ruchu są mniejsze lub większe niż w odpowiadającej jej sieci bez kształtowania ruchu.

Autor w rozprawie przedstawił także analizę ilościową dla hipotetycznej sieci, z której wynika, że zmniejszenie opóźnień w sieci DiffServ z kształtowaniem ruchu może być znaczne oraz przedstawił, jak poszczególne parametry sieci wpływają na ten spadek. Wyprowadzone przez autora twierdzenia mogą zostać zastosowane do oceny opóźnień maksymalnych przy projektowaniu sieci operatorskich zgodnych z architekturą DiffServ dla usług sieciowych zbudowanych za pomocą reguł przesyłania pakietów EF PHB.

Uzyskane wyniki mają zastosowanie do obliczenia opóźnień maksymalnych dla dowolnej architektury sieci DiffServ, a w przypadku potrzeby wyliczenia opóźnienia maksymalnego dla konkretnej ścieżki w sieci DiffServ, można zastosować wzory cząstkowe przedstawione w dowodach wyprowadzonych twierdzeń i w ten sposób obliczyć opóźnienie maksymalne na wybranej ścieżce, które będzie mniejsze lub równe od opóźnienia maksymalnego dla całej domeny DiffServ.

## Literatura

- [1] J. C. R. Bennett, K. Benson, A. Charny, W. F. Courtney, J.-Y. Le Boudec: Delay Jitter Bounds and Packet Scale Rate Guarantee for Expedited Forwarding, *ACM/IEEE Transactions on Networking*, August 2002, Vol. 10, No. 4, pp. 529–540.
- [2] S. Blake, D. Black, M. Carlson, E. Davies, Z. Wang, W. Weiss, RFC 2475 – An Architecture for Differentiated Services, December 1998.
- [3] J.-Y. Le Boudec, P. Thiran: Network Calculus, *Springer Verlag LNCS 2050*, June 2001.
- [4] R. Braden, D. Clark, S. Shenker, RFC 1633 – Integrated Services in the Internet Architecture: an Overview, June 1994.
- [5] A. Charny, J.-Y. Le Boudec, Delay Bounds in a Network with Aggregate Scheduling, *Proceedings of QOFIS*, Berlin, October 2000.
- [6] R. L. Cruz, SCED+: efficient management of quality of service guarantees, *IEEE Infocom'98*, San Francisco, March 1998.
- [7] B. Davie, A. Charny, F. Baker, J.C.R. Bennett, K. Benson, J.Y. Le Boudec, A. Chiu, W. Courtney, S. Davari, V. Firoiu, C. Kalmanek, K. Ramakrishnan, and D. Stiliadis, "An Expedited Forwarding PHB (Per-Hop Behavior)", RFC 3246, March 2002.



- [8] P. Goyal, H. Vin, Generalized guaranteed rate scheduling algorithms: a framework, *IEEE/ACM Trans. Networking*, vol 5-4, August 1997, pp. 561–572.
- [9] J. Gozdecki, A. Jajszczyk, R. Stankiewicz, "Quality of Service Terminology in IP Networks", *IEEE Communications Magazine*, March 2003, str. 153-159.
- [10] J. Gozdecki, "Decreasing delay bounds for a DiffServ network using leaky bucket shaping for EF PHB aggregates", *HET-NETs 2010*, Zakopane, Polska, 14-16 January 2010.
- [11] J. Gozdecki, S. Sargento, D. Wagner, J. Rocha, F. Mitrano, J. Mödeker, "Multicast Mobility in Heterogeneous Technologies: Experimental Validation", *IEEE GLOBECOM 2009*, Honolulu, Hawaii, USA, 30 November - 4 December 2009.
- [12] J. Gozdecki, S. Sargento, D. Wagner, J. Rocha, J. Mödeker, "Mobility with QoS in Broadcast Unidirectional Technologies: Experimental Validation", *IEEE ICC 2010 - Wireless and Mobile Networking Symposium ('ICC'10 WNS')*, Cape Town, South Afrika, 23 - 27 May 2010.
- [13] J. Gozdecki, J. Wszolek, M. Wągrowski, "Interdomain mobility with QoS guarantees in heterogenous DAIDALOS II network environment", *Przegląd Telekomunikacyjny, Wiadomości Telekomunikacyjne*, ISSN 1230-3496. - 2008 R. 81 nr 4 s. 521-524.: Krajowa Konferencja Radiokomunikacji, Radiofonii i Telewizji : Wrocław, 9-11 kwietnia 2008.
- [14] J. Gozdecki, P. Potrawka, A. R. Pach, "Gwarancja jakości usług interaktywnych w mobilnych sieciach rozgłoszeniowych", *Przegląd Telekomunikacyjny, Wiadomości Telekomunikacyjne* ; ISSN 1230-3496. - 2008 R. 81 nr 8-9 s. 945-949. - Bibliogr. s. 949. - KSTiT'2008 : Krajowe Sympozjum Telekomunikacji i Teleinformatyki : Bydgoszcz 10-12 września 2008 r
- [15] J. Gozdecki, J. Rocha, S. Sargento, F. Mitrano, J. Mödeker, "Support of interactive services with QoS in broadcast unidirectional networks", *ICT-MobileSummit 2008*, 10-12 June, Stockholm, Sweden
- [16] Y. Jiang, Delay Bounds for a Network of Guaranteed Rate Servers with FIFO Aggregation, *Proceedings of ICC 2002*, New York, May 2002.
- [17] D. Verma, H. Zhang, D. Ferrari: Guaranteeing delay jitter bounds in packet switching networks, *Proceedings of Tricom '91*, Chapel Hill, April 1991, pp. 35–46.
- [18] Z. L. Zhang, Z. Duan, T. Y. Hou: Fundamental trade-offs in aggregate packet scheduling, *SPIE Vol. 4526*, August 2001.