

Autoreferat

Sterowanie ruchem w sieciach ICN/CAN

1 Imię i nazwisko:

Andrzej Bęben

2 Posiadane dyplomy, stopnie naukowe

1. Stopień naukowy doktora nauk technicznych w dziedzinie telekomunikacja, Politechnika Warszawska, Wydział Elektroniki i Technik Informacyjnych, 2001 r.
Tytuł rozprawy: „Jakość przekazu ruchu w bezprzewodowej sieci ATM”
2. Tytuł zawodowy magistra inżyniera, Politechnika Warszawska, Instytut Telekomunikacji Politechniki Warszawskiej, 1998r.

3 Informacja o dotychczasowym zatrudnieniu w jednostkach naukowych

2007 ÷ 2016	adiunkt, Instytut Telekomunikacji PW, mianowanie – cały etat
2005 ÷ 2007	adiunkt, Instytut Telekomunikacji PW, umowa o pracę – cały etat
2002 ÷ 2005	adiunkt, Instytut Telekomunikacji PW, umowa o pracę – 1/2 etatu
2005 ÷ 2007	adiunkt, Wojskowy Instytut Łączności – urlop bezpłatny
2003 ÷ 2005	adiunkt, Wojskowy Instytut Łączności – 3/5 etatu
2002 ÷ 2003	adiunkt, Wojskowy Instytut Łączności – 4/5 etatu
1998 ÷ 2002	specjalista, Wojskowy Instytut Łączności – 4/5 etatu

4 Wskazanie osiągnięcia wynikającego z art. 16 ust. 2 ustawy z dnia 14 marca 2003 r. o stopniach naukowych i tytule naukowym oraz o stopniach i tytule w zakresie sztuki (Dz. U. nr 65, poz. 595 ze zm.)

A. Tytuł osiągnięcia naukowego

Osiągnięciem naukowym opracowanym po otrzymaniu stopnia naukowego doktora, stanowiącym znaczący wkład w rozwój dyscypliny naukowej Nauk Technicznych w dziedzinie Telekomunikacja i zgłaszanym jako podstawa mojej aplikacji o nadanie stopnia naukowego doktora habilitowanego jest cykl publikacji pod wspólnym tytułem „Sterowanie ruchem w sieciach ICN/CAN”.

B. Lista publikacji (autor/autorzy, tytuł/tytuły publikacji, rok wydania, nazwa wydawnictwa)

1. Wei Koong Chai, Ning Wang, Iannis Psaras, George Pavlou, Chaojiong Wang, Gerardo Garcia De-Blas, Francisco Javier Ramon Salguero, Lei Liang, Spiros Spirou, **Andrzej Bęben**, Eleftheria Hadjioannou, "CURLING: Content-Ubiquitous Resolution and Delivery Infrastructure for Next Generation Services", IEEE Communications Magazine, vol. 49, issue 3, marzec 2011, ss. 112-120, DOI 10.1109/MCOM.2011.5723808
2. Gerardo Garcia De-Blas, **Andrzej Bęben**, Francisco Javier Ramon Salguero, Adrian Maeso, Ioannis Psaras, George Pavlou, Ning Wang, Jarosław Śliwiński, Spiros Spirou, Sergios Soursos, Eleftheria Hadjioannou, "COMET: Content mediator architecture for content-aware networks", Future Network & Mobile Summit (FutureNet), Warszawa, czerwiec 2011, ss. 1 – 8, ISBN 978-1-4577-0928-9
3. **Andrzej Bęben**, "EQ-BGP: an efficient inter-domain QoS routing protocol", IEEE 20th International Conference on Advanced Information Networking and Applications/ IEEE Workshop on Service Oriented Architectures in Converging Networked Environments, Wiedeń, Austria, 18-20 kwietnia, 2006, ss. 560-564, DOI 10.1109/AINA.2006.172
4. Xavi Masip-Bruin, Marcelo Yannuzzi, Rene Serral-Gracia, Jordi Domingo-Pascual, Jose Enriquez-Gabeiras, Maria Angeles Callejo-Rodriguez, Michel Diaz, Florin Racaru, Giovanni Stea, Enzo Mingozzi, **Andrzej Bęben**, Wojciech Burakowski, Edmundo Monteiro, Lius Cordeiro, "The EuQoS System: A solution for QoS Routing in Heterogeneous Networks", IEEE Communications Magazine, vol. 45 no. 2, Luty 2007, ss. 96 – 103, DOI 10.1109/MCOM.2007.313402
5. Wojciech Burakowski, **Andrzej Bęben**, Halina Tarasiuk, Jarosław Śliwiński, Robert Janowski, Jordi Mongay Batalla, Piotr Krawiec, "Provision of End-to-End QoS in Heterogeneous Multi-Domain Networks", Annals of Telecommunications - annales des télécommunications, Springer, vol. 63, issue 11-12, Grudzień 2008, ss. 559-577, DOI 10.1007/s12243-008-0060-3
6. Enzo Mingozzi, Giovanni Stea, Maria Angeles Callejo-Rodríguez, Jose Enriquez-Gabeiras, Gerardo Garcia de-Blas, Francisco Javier Ramon Salguero, Wojciech Burakowski, **Andrzej Bęben**, Jarosław Śliwiński, Halina Tarasiuk, Olivier Dugeon, Michel Diaz, Laurent Baresse, Edmundo Monteiro, "EuQoS: End-to-End Quality of Service over Heterogeneous Networks", Computer Communications, vol. 32, issue 12, Elsevier, Lipiec 2009, ss. 1355–1370, DOI 10.1016/j.comcom.2008.12.013
7. Michel Diaz, Jose Enriquez-Gabeiras, Laurent Baresse, **Andrzej Bęben**, Wojciech Burakowski, Maria Angeles Callejo-Rodríguez, Jorge Caraphina, Olivier Dungeon, Ernesto Exposito, Mathieu Gineste, Enzo Mingozzi, Edmundo Monteiro, Antonio Pietrabissa, Florin Racaru, Jarosław Śliwiński, Giovanni Stea, Halina Tarasiuk, Nicolas Van Wambeke, Markus Wulff, "The EuQoS System", rozdział w książce T.Braun, M.Diaz, J.Gabeiras, T.Staub (edytorzy): "End-to-End Quality of Service Over Heterogenous Networks", Springer-Verlag, 2008, ss. 131-177, ISBN: 978-3-540-79119-5.

8. **Andrzej Bęben**, Jordi Mongay Batalla, Wei Koong Chai, Jarosław Śliwiński, "Multi-criteria decision algorithms for efficient content delivery in content networks", *Annales of Telecommunications*, vol. 68, issue 3-4, Springer, kwiecień 2013, ss. 153-168, DOI 10.1007/s12243-012-0321-z
9. Jordi Mongay Batalla, **Andrzej Bęben**, Yiping Chen, "Optimization of the decision process in Network and Server-aware algorithms", *IEEE Telecommunications Network Strategy and Planning Symposium (NETWORKS) 2012*, Rzym, Włochy, październik 2012, ss. 1-6, DOI 10.1109/NETWKS.2012.6381685, (artykuł został nominowany do nagrody "Best Paper Awards").
10. Jordi Mongay Batalla, **Andrzej Bęben**, Yiping Chen, "Optimized decision algorithm for Information Centric Networks", *Telecommunication Systems*, Springer, vol. 61, issue 3, luty 2016, ss. 247-255, DOI 10.1007/s11235-015-9998-4
11. **Andrzej Bęben**, Piotr Wiśniewski, Jordi Mongay Batalla, George Xilouris, "A Scalable and Flexible Packet Forwarding Method for Future Internet Networks", *IEEE Globecom 2014*, Austin, USA, Grudzień 2014, ss. 1986-1992, DOI 10.1109/GLOCOM.2014.7037099
12. Piotr Wiśniewski, **Andrzej Bęben**, Jordi Mongay Batalla, Piotr Krawiec, "On delimiting video rebuffering for stream switching adaptive applications", *IEEE International Conference on Communications ICC'15*, Londyn, czerwiec 2015, DOI:10.1109/ICC.2015.7249420
13. Jordi Mongay Batalla, Piotr Krawiec, **Andrzej Bęben**, Piotr Wiśniewski and Andrzej Chydzński, "Adaptive video streaming: rate and buffer on the track of minimum re-buffering", *IEEE Journal of Selected Areas in Communications*, Special Issue on Video Distribution over Future Internet, kwiecień 2016 (w druku)
14. **Andrzej Bęben**, Piotr Wiśniewski, Jordi Mongay Batalla, Piotr Krawiec, "ABMA+ : lightweight and efficient algorithm for HTTP adaptive streaming", *ACM Multimedia Systems MMSys*, maj 2016, Austria, DOI: 10.1145/2910017.2910596 (w druku)

C. Omówienie celu naukowego ww. prac i osiągniętych wyników wraz z omówieniem ich ewentualnego wykorzystania

C.1 Wprowadzenie

Sieć uwzględniająca przekazywaną treść ICN (*Information Centric Network*), nazywaną również siecią świadomą przekazywanej treści CAN (*Content Aware Networks*), jest nowym rozwiązaniem, które zakłada, że zasoby Internetu to nie tylko infrastruktura sieciowa (tj. węzły i łącza sieci), ale również treści, które są przechowywane w serwerach. Sieci te będą w dalszej części autoreferatu nazywać sieciami ICN/CAN. Zasadniczym celem sieci ICN/CAN jest zapewnienie efektywnej dystrybucji materiałów multimedialnych, tj. przykładowo filmów wideo czy też programów telewizyjnych i radiowych. Osiągnięcie powyższego celu jest możliwe jedynie w przypadku, jeżeli zaproponuje się odpowiednie sterowanie tą siecią wykorzystujące wiedzę o sieci telekomunikacyjnej (węzły i łącza) oraz wiedzę o treści przechowywanej w serwerach i lokalizacji serwerów. Motywacją dla

opracowania sieci ICN/CAN jest obserwowany w ostatnich latach (i prognozowany na przyszłość) znaczący wzrost ruchu związanego z przekazem treści multimedialnych; zgodnie z ostatnio publikowanymi pomiarami i prognozami ruch ten może stanowić nawet około 70% całkowitego ruchu przenoszonego w sieci Internet. Niestety, na dzień dzisiejszy publiczna sieć Internet nie zapewnia efektywnej obsługi ruchu związanego z korzystaniem z aplikacji multimedialnych, co jest bezpośrednio związane z tzw. fundamentalnymi ograniczeniami protokołu IP, tj. ograniczeniami, których nie można wyeliminować bez zmiany przyjętych założeń dotyczących zasad działania sieci, takimi jak:

1. brakiem jednolitego, powszechnego systemu identyfikatorów treści niezależnych od lokalizacji, który ogranicza dostępność opublikowanej treści jedynie do grona użytkowników danego systemu dystrybucji treści, np. użytkowników portalu *Youtube* oraz utrudnia dostarczanie treści z wielu źródeł;
2. ograniczonej współpracy pomiędzy operatorami systemów dystrybucji treści a operatorami sieci, co przyczynia się do nieefektywnego wykorzystania zasobów sieci i serwerów przechowujących treści. W szczególności, brak informacji w sieci o przesyłanej treści powoduje, iż popularna treść jest wielokrotnie przesyłana, co niepotrzebnie zwiększa obciążenie ruchowe sieci;
3. braku mechanizmów wspomagających uzyskanie efektywnego przekazu treści takich jak: (1) zapewnienie wymaganej jakości przekazu treści, (2) wykorzystanie mechanizmów transmisji rozsiewczej, (3) przechowywanie replik popularnej treści w pamięci podręcznej węzłów, czy też (4) wykorzystanie i skorzystanie z tego, iż w sieci możemy ustanowić wiele ścieżek pomiędzy serwerem treści a użytkownikiem.

Sieć ICN/CAN jest projektowana po to, aby zapewnić użytkownikom ujednolicony dostęp do treści multimedialnych publikowanych przez różnych wydawców oraz zapewnić efektywną metodę przekazu treści w sieci, która powinna uwzględnić zarówno wymagania dotyczące jakości przekazu treści oraz umożliwić najlepsze wykorzystanie zasobów sieci i serwerów przechowujących repliki treści. Koncepcja sieci ICN/CAN zakłada, że treść w momencie jej opublikowania staje się integralnym elementem systemu. Z tego względu, nowe metody proponowane dla sieci ICN/CAN dotyczą, oprócz przekazu danych w sieci, również takich zagadnień jak przechowywanie, udostępnianie i zarządzanie replikami treści, obsługę procesu publikowania treści przez wydawców i procesu pobierania treści przez użytkowników. W konsekwencji, spełnienie nowych wymagań stawianych dla sieci ICN/CAN wymaga opracowania nowej architektury sieci oraz specyficznych algorytmów sterowania ruchem. Algorytmy te powinny wykorzystywać wiedzę o treści, np. lokalizację replik treści, przewidywane zainteresowanie użytkowników, wymagania dotyczące przekazu, jak również informacje o stanie systemu, np. o aktualnym obciążeniu sieci i serwerów przechowujących treść, o dostępnych ścieżkach w sieci, po to, aby w konsekwencji zapewnić efektywne dostarczanie treści do użytkownika.

Na dzień dzisiejszy nie ma ustalonej architektury sieci ICN/CAN. Zaproponowano wiele takich architektur, które przede wszystkim różnią się wymaganym stopniem modyfikacji

istniejącej infrastruktury sieci oraz oczekiwaną efektywnością przekazu treści i wykorzystania zasobów sieci ICN/CAN. Wśród tych propozycji można wyróżnić grupę rozwiązań wymagających całkowitej zmiany organizacji sieci i wymiany urządzeń sieciowych (takie podejście jest nazywane rozwiązaniem rewolucyjnym), grupę rozwiązań zakładającą stopniowe rozszerzenie istniejącej infrastruktury sieci o nowe urządzenia sieciowe wspierające przekaz treści (takie podejście jest nazywane rozwiązaniem ewolucyjnym).

Innym rozwiązaniem, które nie wymaga modyfikacji infrastruktury jest zastosowanie pewnych mechanizmów sterowania przekazem treści jedynie na poziomie aplikacji. Takie podejście jest nazywane rozwiązaniem OTT (*Over The Top*). Podsumowując, na dzień dzisiejszy trudno jednoznacznie stwierdzić, iż jest jedno dominujące podejście do budowy sieci ICN/CAN. W moich pracach nawiązuję do trzech wymienionych nurtów prac.

Moje prace dotyczące metod sterowania ruchem w sieciach ICN/CAN dotyczą opracowania:

1. propozycji architektury sieci ICN/CAN,
2. wielokryterialnych metod sterowania ruchem dla zapewnienia efektywnego dostarczenia treści, które obejmują:
 - a. protokoły wielokryterialnego routingu międzydomenowego,
 - b. algorytmy wyboru serwera oraz ścieżki dostarczania treści,
3. metody przekazu danych FPF (*Flexible Packet Forwarding*),
4. metod sterowania dla adaptacyjnego strumieniowania wideo MPEG DASH (*Dynamic Adaptive Streaming over Hypertext transfer protocol*).

W kolejnych rozdziałach pokrótce opisałem swoje osiągnięcia dotyczące powyżej wymienionych obszarów. Szczegóły przedstawianych rozwiązań są zawarte w cyklu publikacji stanowiącym podstawę mojej aplikacji o przyznanie stopnia naukowego doktora habilitowanego. Wszystkie zgłaszane moje prace były realizowane w ramach zarówno ważnych projektów europejskich FP6 EuQoS (2004-2007), FP7 ICT COMET (2010-2013), CHIST-ERA DISEDAN (2013-2016), jak i strategicznego projektu krajowego POIG „Inżynieria Internetu Przyszłości” (2010-2013).

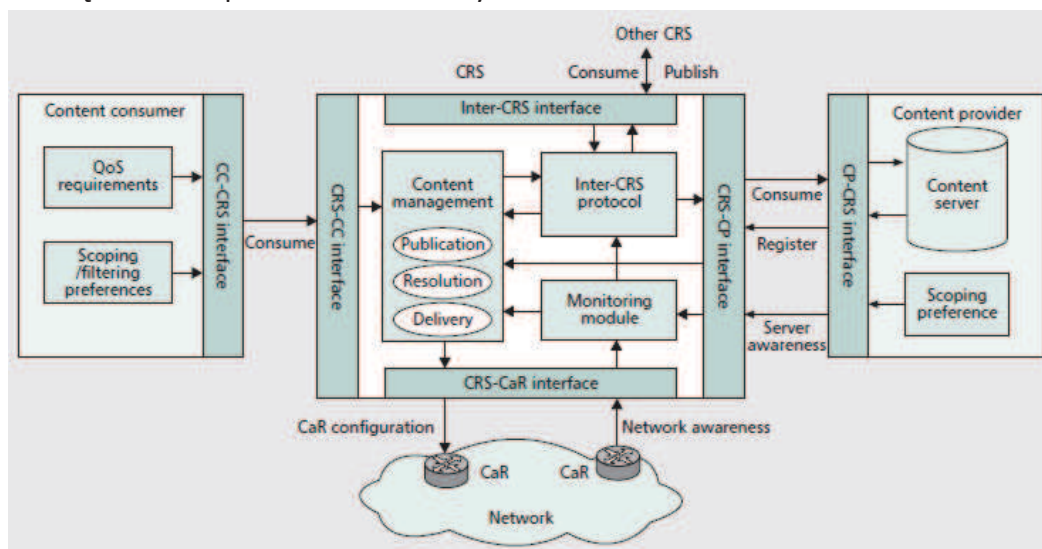
C.2 Architektura sieci ICN/CAN

Architektura sieci ICN/CAN musi uwzględniać nowe wymagania stawiane tym sieciom, które zakładają zmianę paradygmatu działania sieci z modelu zorientowanego na komunikację pomiędzy urządzeniami (*host centric*) na model zorientowany na przekaz treści (*content centric*). W szczególności, należało zdefiniować nowe rozwiązania, które pozwoliły wyeliminować przedstawione powyżej ograniczenia uniemożliwiające zapewnienie efektywnej dystrybucji treści. Ważnym elementem przy projektowaniu sieci ICN/CAN jest jej globalny charakter. Z tego też względu istotnym wymaganiem stawianym tej sieci jest zachowanie jej skalowalności, co dotyczy zarówno architektury sieci, jak i użytych mechanizmów i algorytmów. Ponadto, wymaga się aby proponowana architektura sieci ICN/CAN była tzw. architekturą otwartą, czyli miała zdolność do korzystania z przyszłych rozwiązań dotyczących poszczególnych mechanizmów i algorytmów.

Moje prace dotyczące opracowania architektury sieci ICN/CAN obejmują dwa rozwiązania o nazwach CURLING (*Content Ubiquitous Resolution and Delivery Infrastructure for Next Generation Internet*) [1] oraz COMET/PICAN (*CContent MEdiation archiTecture for CAN networks / Parallel Internet Content Aware Network*) [2] (architekturę COMET opracowano w ramach projektu FP7 COMET, natomiast rozwiązanie PICAN opracowano jako rozszerzenie architektury COMET dla środowiska wirtualnych, równoległych sieci Internet proponowanych w projekcie Inżynieria Internetu Przyszłości). Architektury te różnią się pomiędzy sobą zakresem wprowadzenia koniecznych modyfikacji istniejącej infrastruktury. W szczególności, wdrożenie architektury CURLING wymaga nowej organizacji sieci odnośnie topologii sieci między-domenowej, zmiany wszystkich węzłów brzegowych oraz wprowadzenia węzłów sterujących, a także modyfikacji styku pomiędzy użytkownikiem a siecią. Z kolei, architektura COMET/PICAN zakłada ewolucyjne rozszerzenie funkcjonalności obecnej infrastruktury sieci, co jednakże wymaga wprowadzenia do sieci specjalizowanych węzłów wspierających przekaz treści, ale zachowuje się obecną strukturę sieci między-domenowej oraz protokoły na styku użytkownika z siecią.

C2.1 Architektura CURLING

Architektura CURLING [1] (*Content Ubiquitous Resolution and Delivery Infrastructure for Next Generation Internet*) zakłada realizację przekazu danych w oparciu o identyfikatory treści (*route by name*). Identyfikator treści jest unikalnym adresem logicznym używanym zarówno do przysyłania żądań pobrania treści, jak i dla dostarczania treści do użytkownika. Architekturę CURLING przedstawiłem na rys. 1.



Rysunek 1: Architektura CURLING (źródło [1]).

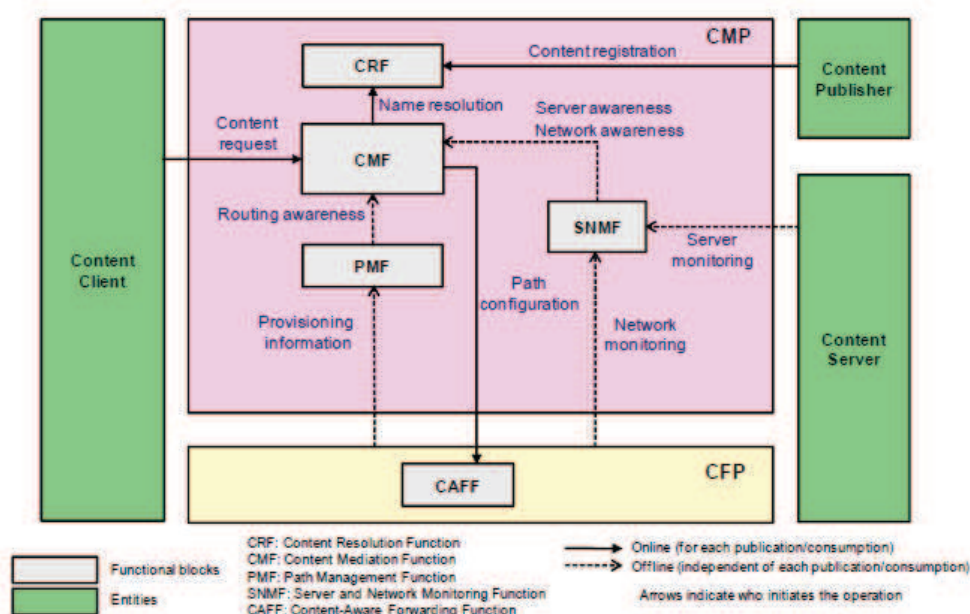
Architektura CURLING zakłada, że sieć ICN/CAN jest siecią wielo-domenową o topologii drzewa, co pozwala zastosować efektywne algorytmy wyszukiwania treści bazujące na strukturach hierarchicznych. Każda z domen jest wyposażona w co najmniej jeden węzeł sterujący CRS (*Content Resolution Server*) oraz węzły przekazu danych CaR (*Content Aware Routers*). Węzeł CRS jest odpowiedzialny za obsługę żądań pobrania i publikowania treści, przechowywanie informacji o lokalizacji treści, obsługę sygnalizacji pomiędzy

współpracującymi domenami, realizację routingu zorientowanego na przekaz treści, przechowywanie informacji pomiarowych dotyczących stanu sieci i serwerów oraz ustanowienie ścieżki przekazu treści przez sieć (konfigurację węzłów CaR). Natomiast węzły CaR są odpowiedzialne za przekaz treści na podstawie identyfikatorów, przechowywanie replik treści w pamięci podręcznej oraz realizację pomiarów dotyczących stanu sieci.

Istotną cechą architektury CURLING jest jednoetapowy proces obsługi żądania pobrania treści. Oznacza to, iż aplikacja w odpowiedzi na wysłane żądanie oczekuje na otrzymanie żądanej treści do dowolnego węzła przechowującego żądaną treść. W efekcie, w podstawowej wersji systemu treść jest przesyłana tą samą ścieżką, lecz w przeciwnym kierunku niż było przesyłane żądanie pobrania treści. Zatem, istotnym zadaniem mechanizmów i algorytmów proponowanych dla architektury CURLING jest przekierowanie żądania do węzła przechowującego żądaną treść, który jest najlepszy z punktu widzenia przekazu treści. Biorąc pod uwagę, iż najlepsza ścieżka przekazu treści może nie być tożsama ze ścieżką jej wyszukiwania, zatem w proponowanej architekturze konieczny jest dodatkowy proces optymalizacji ścieżek przekazu.

C2.2 Architektura COMET/PI CAN

Architektura COMET/PICAN [2] została opracowana z myślą, że jest to rozwiązanie dedykowane dla operatorów ISP (*Internet Service Providers*), którego celem jest rozszerzenie obecnej infrastruktury sieci o nowe elementy umożliwiające realizację sieci ICN/CAN. Z tego względu, architektura COMET/PICAN zakłada utrzymanie dotychczasowej międzydomenowej topologii sieci, standardowych styków zarówno pomiędzy siecią i użytkownikiem, jak i pomiędzy siecią i dostawcą treści. Natomiast z drugiej strony wprowadza się nowe zasady sterowania obsługą żądań, zarządzania treścią, współpracy pomiędzy domenami oraz nowe zasady przekazu treści w sieci. Architekturę COMET/PI CAN przedstawiłem na rys. 2.



Rysunek 2: Architektura COMET/PI CAN (źródło [2]).

Wprowadzenie nowej funkcjonalności wymaga zdefiniowania nowych elementów sieci, czyli: (1) węzłów sterujących CME (*Content Mediation Entity*), które są odpowiedzialne za obsługę żądań, wyszukiwanie treści, sterowanie i ruting zorientowany na przekaz treści, (2) węzłów CAFE (*Content Aware Forwarding Entities*), które są odpowiedzialne za przekaz treści. Istotną różnicą w działaniu systemu COMET/PICAN w porównaniu do systemu CURLING jest przyjęcie założenia o rozłączności dróg wyszukiwania i dostarczania treści, które to założenie prowadzi do dwuetapowego procesu obsługi żądania pobrania treści:

Etap 1: aplikacja użytkownika przesyła do systemu identyfikator żądanej treści i w odpowiedzi na to żądanie uzyskuje adres serwera lub węzła CAFE, który będzie odpowiedzialny za strumieniowanie treści do użytkownika.

Etap 2: aplikacja pobiera treść z serwera w podobny sposób jak jest to realizowane w obecnej sieci.

Należy zwrócić uwagę, iż cała logika działania sieci ICN/CAN związana z wyszukiwaniem treści, wyborem optymalnego serwera, ustanowieniem najlepszej ścieżki przekazu treści w sieci jest realizowana przez system podczas realizacji pierwszego etapu obsługi żądania na podstawie wiedzy o stanie systemu i pozostaje „niewidoczna” dla aplikacji użytkownika. Ponadto, istotną cechą architektury COMET/PICAN jest to, iż operacje związane z publikowaniem i wyszukiwaniem treści są realizowane jedynie w domenach użytkowników oraz w domenach dostawców treści. Należy zwrócić uwagę, iż to właśnie operatorzy tych domen są głównie zainteresowani efektywną dystrybucją treści. W tym rozwiązaniu, operatorzy domen tranzytowych uczestniczą jedynie w procesie wyznaczania dróg i przekazu treści. Operacja wyznaczania ścieżek jest realizowana w długiej skali czasu w odpowiedzi na zmiany w między-domenowej topologii sieci lub konieczność ponownego wymiarowania. Powyższa cecha architektury COMET/PICAN zapewnia skalowalność systemu i możliwość dalszej rozbudowy systemu, kiedy obserwuje się wzrost ruchu multimedialnego.

C 2.3 Porównanie realizacji procesów

Podstawowe procesy sieci ICN/CAN obejmują publikowanie treści, wyszukiwanie treści oraz dostarczanie treści. Sposób realizacji tych procesów jest znacząco odmienny w architekturze CURLING oraz COMET/PICAN, ze względu na przyjęte założenia. W Tabeli 1 przedstawiłem porównanie sposobu realizacji procesów publikowania, wyszukiwania i dostarczania treści w opracowanych architekturach.

Tabela 1: Porównanie procesów publikowania, wyszukiwania i pobierania treści w architekturze CURLING oraz COMET/PICAN.

Proces	Architektura CURLING	Architektura COMET/PICAN
Publikowania treści	Publikowanie treści jest inicjowane przez wydawcę, który rejestruje treść w węźle CSR najbliższym serwerowi dostawcy treści. W tym procesie jest tworzony rekord treści, który zawiera unikalny identyfikator treści, informacje o lokalizacji treści, a także	Publikowanie treści jest inicjowane przez wydawcę, który umieszcza publikowaną treść na serwerach dostawców treści oraz rejestruje treść w Rejestrze Treści. Rejestr ten pełni rolę rozproszonej bazy danych odpowiedzialnej za przechowywanie, wyszukiwanie i udostępnianie rekordów

Proces	Architektura CURLING	Architektura COMET/PICAN
	<p>metadane opisujące treść. Utworzony rekord treści jest zapisywany w lokalnym węźle CSR, a następnie jest on przekazywany do domen należących do wyższego poziomu hierarchii w ramach danej gałęzi drzewa, aż do osiągnięcia domeny należącej do najwyższego poziomu (tier 1). W efekcie, informacja o lokalizacji opublikowanej treści zostanie rozpowszechniona w strukturze sieci ICN/CAN. Należy zwrócić uwagę, iż węzły CSR znajdujące się w domenie należącej do najwyższego poziomu (tzw. <i>tier 1</i>) będą zawierały pełną informację o wszystkich materiałach opublikowanych w swojej gałęzi drzewa.</p>	<p>treści, zawierających informacje o opublikowanej treści (w szczególności, rekord treści zawiera unikalny identyfikator treści oraz adresy serwerów udostępniających treść). W architekturze COMET/PICAN założono, że Rejestr Treści jest zewnętrzną usługą, której sposób realizacji jest niezależny od struktury sieci ICN/CAN. W ten sposób architektura COMET/PICAN jest otwarta na różne rozwiązania dotyczące rejestru treści. W opracowanych prototypach sieci COMET oraz PICAN zastosowano odpowiednio hierarchiczną bazę danych wzorowaną na rozwiązaniu HS (<i>Handle System</i>) oraz system rozproszonej bazy danych wykorzystujący tablice funkcji skrótów DHT (<i>Distributed Hash Tables</i>).</p>
Wyszukiwania treści	<p>Wyszukiwanie treści jest inicjowane w chwili odebrania żądania pobrania treści przez węzeł CSR należący do domeny użytkownika. Jeżeli węzeł CSR posiada rekord treści dotyczący żądania użytkownika to wówczas przekierowuje on żądanie do najbliższego węzła, w którym jest przechowywana żądana treść zgodnie z informacją zawartą w rekordzie treści. Natomiast, w przypadku gdy węzeł CSR nie posiada rekordu, przekierowuje on żądanie do domeny należącej do wyższego poziomu struktury drzewa. Biorąc pod uwagę, iż domeny należące do najwyższej warstwy posiadają pełną informację o wszystkich opublikowanych materiałach, przedstawiony schemat wyszukiwania gwarantuje odnalezienie dowolnej uprzednio opublikowanej treści. Jednocześnie, w chwili przekazania żądania do sąsiedniej domeny, węzeł sterujący CSR konfiguruje węzły CaR aby zapewnić, że przekaz treści będzie realizowany przez te same domeny, które uczestniczą w procesie wyszukiwania treści.</p>	<p>Wyszukiwanie treści jest inicjowane przez aplikację użytkownika, która przesyła żądanie zawierające identyfikator treści do węzła CME zlokalizowanego w domenie użytkownika. Węzeł CME jest odpowiedzialny za wyznaczenie najlepszego źródła treści oraz ścieżki przekazu treści do użytkownika. W tym celu, węzeł CME pobiera rekord treści z Rejestru Treści, aby zidentyfikować lokalizację serwerów (lub węzłów CAFE) udostępniających żadaną treść oraz poznać wymagania dotyczące jej przekazu, np. wymaganą przepływność bitową, poziom dopuszczalnych opóźnień. Na tej podstawie, węzeł CME wyznacza dostępne źródła żądanej treści, pobiera zbiór alternatywnych ścieżek spełniających wymagania dotyczące jakości przekazu żądanej treści z modułu wielościeżkowego routingu ICN/CAN oraz pobiera dane o obciążeniu serwerów oraz ścieżek przekazu z modułu monitorowania sieci ICN/CAN. Pozyskane dane pozwalają utworzyć przestrzeń decyzyjną dla wielokryterialnego algorytmu decyzyjnego, który wyznacza najlepszy serwer oraz najlepszą ścieżkę przekazu.</p>

Proces	Architektura CURLING	Architektura COMET/PICAN
		W kolejnym kroku, węzeł CME ustanawia ścieżkę przekazu w sieci przez konfigurację reguł klasyfikacji pakietów w węźle brzegowym CAFE, które zapewnia, iż przekaz treści będzie realizowany zgodnie z wybraną ścieżką dostarczania treści. Należy zwrócić uwagę, iż przekaz treści jest realizowany w kierunku od serwera do użytkownika, zatem węzeł CME kontaktuje się z odpowiednim węzłem CME należącym do domeny wybranego dostawcy treści, który konfiguruje węzeł CAFE po stronie serwera. Ostatecznie, po uzyskaniu potwierdzenia od domeny dostawcy treści, węzeł CME zwraca aplikacji użytkownika adres przygotowanego źródła treści oraz dodatkowe informacje niezbędne dla pobrania treści z serwera, np. rodzaj protokołu warstwy aplikacji, numer portu, klucz autoryzacji.
Dostarczania treści	Dostarczanie treści rozpoczyna się w momencie, gdy żądanie pobrania treści zostanie przekazane do pierwszej domeny, w której jest dostępna treść żądana przez użytkownika. W tym przypadku, odpowiedni serwer treści lub węzeł przechowujący treść w pamięci podręcznej rozpoczyna przekaz treści do użytkownika. Treść jest przesyłana przez węzły CaR należące do domen, które uczestniczyły w wyszukiwaniu treści. Wszystkie pośredniczące węzły CaR mogą zachować replikę przysyłanej treści w swojej pamięci podręcznej, tak aby móc ją ponownie wykorzystać w przypadku odebrania kolejnych żądań.	Dostarczanie treści rozpoczyna się w momencie, gdy aplikacja użytkownika prześle żądanie pobrania treści do serwera wybranego w procesie wyszukiwania treści. W odpowiedzi na to żądanie serwer wysyła pakiety zawierające treść. Pakiety te zostają przechwycone w brzegowym węźle CAFE, a następnie są przesłane przez sieć ścieżką przygotowaną w procesie wyszukiwania treści. Podobnie jak w przypadku architektury CURLING, węzły CAFE mogą przechowywać replikę przesyłanej treści w swojej pamięci podręcznej, która może zostać wykorzystana dla obsługi kolejnych żądań.

C 2.4 Podsumowanie

W [1] i [2] przedstawiłem dwie architektury dla sieci ICN/CAN, tj. CURLING oraz COMET/PICAN opracowane w ramach projektów ICT COMET oraz POIG Inżynieria Internetu Przyszłości. Architektura CURLING zakłada, że sieć ICN/CAN będzie budowana od nowa, co pozwala na zmianę topologii sieci oraz wprowadzenie nowych urządzeń sieciowych.

Natomiast architektura COMET/PICAN zakłada ewolucyjne rozszerzenie obecnej sieci Internet o nowe urządzenia sieciowe zapewniające efektywną dystrybucję treści w sieci. Moje osiągnięcia dotyczące opracowania architektury są związane przede wszystkim ze zdefiniowaniem nowych modułów oraz styków odpowiedzialnych za: i) obsługę żądań pobrania treści, ii) wybór optymalnego źródła i drogi przekazu treści, iii) zarządzanie ścieżkami przekazu treści, w tym ruting ICN/CAN oraz monitorowanie i pomiary ścieżek, oraz iv) przekaz danych w oparciu o identyfikatory treści.

Proponowane rozwiązania były dyskutowane w ramach grupy roboczej IRTF ICN RG (*Information-Centric Networking Research Group*), która skupia osoby zajmujące się badaniami nad siecią ICN/CAN. Prace [1] i [2] są do dziś szeroko cytowane i stanowią inspirację dla opracowania nowych rozwiązań dla sieci ICN/CAN.

Architekturę COMET rozwijałem pod nazwą PICAN (*Parallel Internet Content Aware Network*) kierując pracami zespołu około 30 inżynierów z wiodących krajowych ośrodków naukowych w ramach projektu „Inżynieria Internetu Przyszłości”. Celem tego zespołu było opracowanie prototypu sieci ICN/CAN działającej w środowisku wirtualnych, równoległych sieci Internet. Nowe rozwiązania dotyczyły przede wszystkim opracowania zasad integracji ze środowiskiem witalizacyjnym oraz opracowania modułów zarządzania treścią, routingu wewnątrz-domenowego, metod wymiarowania zasobów, a także zasad integracji sieci PI CAN z zaawansowanymi aplikacjami takim jak *HomeNetMedia*, *Wirtualne Muzeum* czy *Biblioteka Cyfrowa Pacjenta*. Opracowana sieć PI CAN została uznana za jedno z głównych osiągnięć projektu „Inżynieria Internetu Przyszłości” i z tego względu prototyp sieci PI CAN był prezentowany na wielu wystawach, w tym między innymi na wystawie CeBIT 2013 w Hanowerze, wystawach towarzyszących konferencjom: „*Future Internet Conference 2011*” w Poznaniu, „*ITC24 International Teletraffic Congress 2012*” w Krakowie, jak również Krajowemu Sympozjum Telekomunikacji i Teleinformatyki w 2011, 2012, 2013 roku.

C.3 Wielokryterialne metody sterowania dla zapewnienia efektywnej dystrybucji treści

Fundamentalnym wymaganiem stawianym sieciom ICN/CAN jest zapewnienie efektywnej dystrybucji treści. Efektywny przekaz wymaga opracowania nowych metod sterowania, które wykorzystując informację o lokalizacji replik treści żądanej przez użytkownika, wymaganiach dotyczących jakości przekazu treści, oraz wiedzę o obciążeniu serwerów strumieniujących oraz warunkach ruchowych w sieci umożliwią wybór najlepszego źródła treści i ścieżki przekazu treści w sieci.

Opracowane metody sterowania, przedstawione w serii publikacji [3], [4], [5], [6], [7], [8], [9] i [10], zakładają ścisłą współpracę dwóch powiązanych procesów działających w różnych skalach czasu, tj. procesu sterowania routingiem oraz procesu wyboru źródła treści i ścieżki przekazu dla danego żądania. Proces wielokryterialnego routingu jest odpowiedzialny za wyznaczenie zbioru alternatywnych ścieżek przekazu treści w sieci, które spełniają wymagania dotyczące jakości przekazu treści. Proces routingu działa w długiej skali czasu, np. minut, godzin, i reaguje na zmiany topologii sieci ICN/CAN, zmiany oferowanych usług

sieciowych lub zmiany ich wymiarowania w domenach ISP. Drugi z procesów jest inicjowany w chwili odebrania od użytkownika żądania pobrania treści i odpowiada on za: i) wybór serwera treści, który będzie strumieniował treść do użytkownika, oraz ii) wybór ścieżki przekazu treści od serwera do użytkownika ze zbioru alternatywnych ścieżek wyznaczonych uprzednio przez proces rutingu. Głównym celem proponowanych metod sterowania jest zwiększenie liczby żądań, których obsługa jest zakończona sukcesem. Cel ten jest osiągany dzięki efektywnemu wykorzystaniu zasobów sieci ICN/CAN. W proponowanych metodach sterowania, blokada żądania występuje jedynie wtedy, gdy w sieci nie jest już dostępny serwer umożliwiający strumieniowanie żądanej przez użytkownika treści albo nie jest już dostępna ścieżka, która zapewni wymaganą jakość przekazu pomiędzy wybranym serwerem a użytkownikiem. Należy zwrócić uwagę, iż wykorzystanie wiedzy o wymaganiach dotyczących przekazu treści, dostępnych alternatywnych drogach, obciążeniu serwerów oraz warunkach ruchowych w sieci pozwala na unikanie przeciążeń i efektywne wykorzystanie zasobów.

W opracowanych metodach sterowania proponowanych dla obu wymienionych procesów wykorzystałem metody analizy wielokryterialnej. Należy zwrócić uwagę, iż zarówno proces rutingu, jak i proces decyzyjny należą do klasy problemów NP-zupełnych, których złożoność uniemożliwia wyznaczenie optymalnego rozwiązania w wymaganym czasie działania procesów. W przypadku procesu rutingu podstawowym ograniczeniem jest duża liczba domen w sieci ICN/CAN pomiędzy którymi należy wyznaczyć ścieżki przekazu treści (zauważmy, iż w obecnym Internecie jest 36 tys. domen), brak pełnej informacji o topologii sieci oraz wielokryterialny opis charakterystyk przekazu danych na ścieżkach. W przypadku procesu wyboru źródła treści i ścieżki przekazu podstawowym ograniczeniem jest wymagany czas działania algorytmu decyzyjnego, który musi podjąć decyzję w stosunkowo krótkim czasie, tak aby nie przekroczyć czasu obsługi żądania akceptowalnego z punktu widzenia użytkownika. Powyższe ograniczenia motywują zastosowanie rozwiązań heurystycznych, które pomimo iż nie gwarantują, że wyznaczone rozwiązanie będzie optymalne, to zapewniają, iż rozwiązanie spełni wymagania oraz zostanie wybrane w wymaganym czasie. Ze względu na istotne różnice pomiędzy procesami rutingu oraz procesem wyboru serwera i ścieżki przekazu, w proponowanych metodach sterowania dla obu procesów zastosowano odmienne heurystyki.

C 3.1. Wielokryterialny ruting między-domenowy

Moje prace dotyczące wielokryterialnego rutingu obejmują opracowanie dwóch rozwiązań, tj. protokołu EQ-BGP (*Enhanced QoS Border Gateway Protocol*) [3], [4], [5], [6], [7], który został zaprojektowany jako wielokryterialny, między-domenowy ruting przeznaczony do wdrożenia w wielousługowej sieci IP oraz protokołu RAE (*Routing Awareness Entity*) [8] dedykowanego dla sieci ICN/CAN, który rozszerza funkcjonalność protokołu EQ-BGP o wielościeżkowy przekaz danych, który jest możliwy do zrealizowania dzięki zastosowaniu nowej metody przekazu FPF przedstawionej w rozdziale C.4.

W obu rozwiązaniach wielodomenowa sieć została zamodelowana jako graf skierowany $G(N, E)$, w którym wierzchołki grafu $n \in N$ odpowiadają poszczególnym domenom sieci,

natomiast krawędzie grafu modelują łącza pomiędzy domenami. Każdej krawędzi $u \rightarrow v$, $u, v \in N$, $u \rightarrow v \in E$ jest przypisany m-wymiarowy wektor wag $w(u \rightarrow v) = [w_1, w_2, \dots, w_m]$, który opisuje charakterystyki przekazu pakietów pomiędzy sąsiednimi domenami, np. opóźnienie przekazu pakietów, liczbę domen pośredniczących, dostępną przepływność. Na tej podstawie, każdej ścieżce przekazu p wyznaczonej w sieci można przypisać wektor wag $w(p) = [w_1^{(p)}, w_2^{(p)}, \dots, w_m^{(p)}]$, którego wartości są obliczane poprzez złożenie wektorów wag kolejnych krawędzi należących do ścieżki p . Proponowane protokoły wielokryterialnego routingu wyznaczają zbiór ścieżek należących do zbioru rozwiązań optymalnych w sensie Pareto, tj. zawierających rozwiązania spełniające ograniczenia wyrażone wektorem L , i niezdominowane względem przyjętych funkcji celu.

Ze względu na znaczną liczbę domen w sieci oraz rozproszony charakter działania protokołu w opracowanych rozwiązaniach zastosowano metodę routingu wektora odległości, w której każda domena rozgłasza swoim sąsiadom informacje o dostępnych podsieciach (adresach przeznaczenia) oraz preferowanych drogach przekazu treści. W efekcie, ścieżki przekazu w relacji „od końca do końca” są wyznaczane na podstawie sekwencji decyzji podejmowanych przez kolejne domeny. Każda z domen podejmuje decyzje na podstawie lokalnej wiedzy o charakterystykach ścieżek rozgłaszanych przez współpracujące¹ domeny, przyjętych globalnych ograniczeniach, np. dotyczących dopuszczalnych wartości parametrów jakości obsługi, a także lokalnych preferencjach operatora danej domeny.

C3.1.1 Protokół EQ-BGP

W pracy [3] przedstawiłem wstępną koncepcję opracowanego protokołu EQ-BGP. Protokół ten realizuje wielokryterialny, między-domenowy routing w sieci IP. Został on zaprojektowany tak, aby zachować możliwość współpracy z protokołem routingu BGP-4, który jest obecnie stosowany w sieci Internet. Nowe elementy protokołu EQ-BGP to:

1. Nowy atrybut wiadomości routingowych QOS_NLRI (*Quality of Service Network Layer Reachability Information*), który umożliwia wymianę informacji pomiędzy domenami o oferowanych usługach sieciowych oraz wartościach parametrów jakości obsługi gwarantowanych przez usługi sieciowe na rozgłaszanych ścieżkach;
2. Funkcje składania wektorów wag krawędzi grafu należących do rozgłaszanej ścieżki, które umożliwiają wyznaczenie zagregowanych wartości parametrów jakości obsługi gwarantowanych na zestawionych ścieżkach;
3. Wielokryterialny algorytm decyzyjny umożliwiający przeprowadzenie rankingu ścieżek rozgłoszonych przez współpracujące domeny w ramach danej klasy usługi oraz wybór spośród nich jednej, najlepszej ścieżki, która będzie wykorzystywana do przekazu pakietów. Ścieżka ta zostanie rozgłoszona wszystkim współpracującym domenom jako preferowana ścieżka przekazu;

¹ Współpracujące domeny to w większości przypadków są domeny znajdujące się w bezpośrednim sąsiedztwie. Natomiast, możliwe jest również nawiązanie bezpośredniej współpracy z domenami zdalnymi. W tym przypadku są zestawione tunele przechodzące przez domeny pośredniczące. Domeny te nie uczestniczą w routingu realizowanym przez protokół EQ-BGP.

4. Rozłączne tablice routingu umożliwiające utrzymanie w wielodomenowej sieci IP niezależnych tablic routingu dla każdej klasy usług.

Koncepcję protokołu EQ-BGP zweryfikowałem implementując protokół EQ-BGP w środowisku symulacyjnym NS2 (*Network Simulator wersja 2*) oraz przeprowadzając eksperymenty walidacyjne.

W pracy [4] przedstawiłem koncepcję wykorzystania protokołu EQ-BGP w systemie EuQoS do realizacji między-domenowego routingu QoS w heterogenicznej, wielodomenowej sieci IP. Podstawową rolą protokołu EQ-BGP w systemie EuQoS jest zestawienie ścieżek routingowych, które oferują najwyższy poziom gwarantowanej jakości obsługi w relacji „od końca do końca” oraz zapewnią największą dostępność usług w wielo-domenowej sieci. W tym celu, protokół wykorzystuje informację o usługach sieciowych oraz wartościach parametrów jakości obsługi gwarantowanych w relacji „od wejścia do wyjścia” z danej domeny, jak również na łączach między-domenowych. Informacje te są udostępniane przez system zarządzania jako rezultat działania procesu wymiarowania domenowych i między-domenowych usług sieciowych. Ze względu na różnice dotyczące profili ruchowych oraz wymagań dotyczących jakości obsługi oferowanej przez poszczególne klasy usług, protokół EQ-BGP zestawia niezależne ścieżki dla każdej klasy usług. Zastosowanie protokołu EQ-BGP w systemie EuQoS wymagało wprowadzenia dodatkowych rozszerzeń. Rozszerzenia te dotyczą wprowadzenia:

1. Wieloetapowego algorytmu decyzyjnego, który podejmuje decyzję o wyborze preferowanej ścieżki biorąc dodatkowo pod uwagę: lokalne preferencje operatora domeny, długość ścieżki przekazu wyrażoną liczbą domen tranzytowych, polityki operatora dotyczące preferowanych operatorów współpracujących bądź kosztów wykorzystania łączy między-domenowych. Wymienione rozszerzenia algorytmu decyzyjnego są wymagane ze względu na zachowanie zgodności modelu współpracy między-operatorskiej obowiązującego w obecnej sieci Internet;
2. Nowego algorytmu wyznaczania preferowanej ścieżki, bazującego na nieliniowej funkcji kosztu uwzględniającej wpływ usług między-domenowych oferowanych na łączach pomiędzy współpracującymi domenami. Opracowane rozwiązanie pozwala uzyskać większą sprawność opracowanego protokołu w porównaniu do funkcji kosztu bazujących na liniowej kombinacji zmiennych decyzyjnych.

Ponadto, w ramach pracy [4] przeprowadziłem ocenę efektywności działania i skalowalności protokołu EQ-BGP wykorzystując opracowane narzędzie symulacyjne. Ocena ta dotyczy oszacowania czasu zbieżności routingu oraz liczby wymienianych wiadomości w przypadku wystąpienia podstawowych zdarzeń routingowych, takich jak rozgłoszenie nowej podsieci lub usunięcie istniejącej podsieci. Eksperymenty przeprowadzono zakładając wielodomenowe sieci różniące się liczbą domen oraz topologią, tj. pierścienia, kraty zupełnej oraz przykładowej topologii wzorowanej na sieci Internet. Uzyskane wyniki porównano do

wyników uzyskanych w przypadku zastosowania w sieci protokołu BGP-4. Na podstawie przeprowadzonych eksperymentów stwierdzono, iż czas zbieżności routingu oraz skalowalność protokołu EQ-BGP jest zbliżona do protokołu BGP-4 i z tego względu może być on zastosowany w sieci.

Dalsze prace przedstawione w [5] dotyczą opracowania zasad wymiarowania usług sieciowych oferowanych w domenach i na łączach między-domenowych, reguł odwzorowania tych usług na usługi oferowane w relacji „od końca do końca”, a także implementacji prototypu rutera EQ-BGP, opracowania metod wdrożenia protokołu do sieci oraz przeprowadzenia eksperymentów w europejskiej sieci badawczej GEANT.

Koncepcja wymiarowania wielodomenowej sieci IP zakłada, że usługi oferowane w domenach i na łączach międzydomenowych są wymiarowane uwzględniając maksymalny ruch dopuszczony przez algorytm przyjmowania nowych wywołań. Następnie usługi te zostają odwzorowane na zbiór usług oferowanych w relacji „od końca do końca.” Wartości parametrów jakości obsługi odpowiadające maksymalnemu dopuszczalnemu ruchowi zostają przekazane do protokołu EQ-BGP, który w oparciu o te dane zestawia ścieżki przekazu oferujące najlepszą jakość dla użytkowników. Należy zwrócić uwagę, iż poszczególne domeny (w szczególności domeny dostępne) różnią się technikami sieciowymi, zastosowanymi mechanizmami oraz strategią zapewnienia jakości obsługi. Z tego względu to operator danej domeny jest odpowiedzialny za jej zwymiarowanie. W [5] przedstawiono przykładowe zasady wymiarowania domen zbudowanych w technikach xDSL, LAN/Ethernet, WiFi, czy IP (łącza między-domenowe). Moje prace dotyczyły opracowania zasad wymiarowania domen realizowanych w technice WiFi.

Prototyp rutera EQ-BGP zaimplementowałem w środowisku rutera programowego QUAGGA. Protokół EQ-BGP jest udostępniony jako nowy rodzaj protokołu routingu między-domenowego. W podstawowej metodzie wdrożenia tego protokołu do sieci wymaga się zastąpienia fizycznych ruterów brzegowych przez rutery programowe wspierające protokół EQ-BGP. Ze względu na ograniczenia wydajności ruterów programowych zaproponowałem nową metodę wdrożenia, w której ruter EQ-BGP jest uruchomiony w węźle sterującym domeną pełniąc rolę sterownika odpowiedzialnego za zestawienie ścieżek między-domenowych. Tablice routingu utworzone przez protokół EQ-BGP w wyniku wymiany wiadomości z sąsiednimi domenami są przekazywane do standardowych ruterów brzegowych, np. CISCO lub Juniper, za pomocą wewnątrz-domenowej sesji BGP (*Internal Border Gateway Protocol*). W efekcie, routing między-domenowy jest ustanowiony przez ruter EQ-BGP, natomiast pakiety są przesyłane przez fizyczne rutery brzegowe, co umożliwia zachowanie dużej wydajności sieci wynikającej z zastosowania ruterów sprzętowych.

Eksperymenty dotyczące prototypu EQ-BGP przeprowadzono w rozległej sieci badawczej obejmującej pięć domen szkieletowych zlokalizowanych we Francji (Lannion i Tuluza), Portugalii (Coimbra), Hiszpanii (Madryt) oraz Polsce (Warszawa) połączonych tunelami GRE (*Generic Routing Encapsulation*) zestawionymi w europejskiej sieci badawczej GEANT. Dodatkowo, topologię sieci uzupełniono o dwie domeny końcowe zlokalizowane we Francji

(Lannion), z których rozgłaszano nowe podsieci. Wyniki przeprowadzonych eksperymentów potwierdziły prawidłową współpracę protokołu EQ-BGP ze standardowymi ruterami CISCO i Juniper. Ponadto, porównanie wyników wydajności prototypu protokołu EQ-BGP zmierzone w sieci eksperymentalnej z wynikami wydajności protokołu BGP-4 uzyskanymi symulacyjnie potwierdziły wnioski z eksperymentów w [4], tj. że czas zbieżności routingu oraz skalowalność protokołu EQ-BGP jest zbliżona do protokołu BGP-4.

W pracy [6] przedstawiono architekturę systemu EuQoS oraz podstawowe procesy zaprojektowane dla zapewnienia gwarancji jakości obsługi dla połączeń realizowanych w wielodomenowej, heterogenicznej sieci IP. Jednym z podstawowych elementów architektury EuQoS jest przedstawiony powyżej protokół EQ-BGP, który odpowiada za zestawienie między-domenowych ścieżek przekazu gwarantujących jakość obsługi (ścieżek EQ-path). W [6] zaproponowałem zasady zarządzania zasobami w wielodomenowej sieci IP. Proponowane rozwiązania obejmują dwa modele rezerwacji zasobów na ścieżkach. Model „elastycznej rezerwacji” (*loose model*) zakłada, iż zasoby są rezerwowane we wszystkich domenach w trakcie zestawiania połączenia. Model ten zapewnia efektywne wykorzystanie zasobów, gdyż są one rezerwowane wyłącznie na czas trwania połączeń. Jednakże rozwiązanie to wymaga przetwarzania wiadomości sygnalizacyjnych w domenach tranzytowych. Natomiast drugi model, tzw. „sztywnej rezerwacji” (*hard model*), zakłada pre-rezerwowanie zasobów na ścieżkach przechodzących przez domeny tranzytowe (tworząc wirtualne łącza EQ-link), które będą wykorzystane w trakcie zestawiania połączeń. Model tzw. „sztywnej rezerwacji” umożliwia zredukowanie liczby wiadomości sygnalizacyjnych przetwarzanych w domenach tranzytowych kosztem pogorszenia efektywności wykorzystania zasobów. Należy zwrócić uwagę, iż zasoby pre-rezerwowane na danej ścieżce nie mogą być wykorzystane do obsługi połączeń zestawianych w ramach innych ścieżek, co może prowadzić do zwiększenia prawdopodobieństwa blokady w systemie, ponieważ część połączeń jest blokowana pomimo istnienia niewykorzystanych zasobów.

Praca [7] zawiera całościowy opis systemu EuQoS zaprojektowanego dla zapewnienia gwarancji jakości obsługi w heterogenicznej, wielo-domenowej sieci IP. Przedstawiony opis obejmuje architekturę systemu, procesy wymiarowania i zarządzania zasobami, obsługi wywołań oraz procesów utrzymania sieci, monitorowania i pomiarów. W pracy [7] przedstawiłem rolę opracowanego protokołu EQ-BGP, relacje z procesami wymiarowania i zarządzania zasobami. Praca [7] stanowi podsumowanie moich osiągnięć dotyczących opracowanego protokołu EQ-BGP.

C 3.1.2 Protokół RAE

Protokół RAE przedstawiony w [8] jest nowym rozwiązaniem, które rozszerza funkcjonalność protokołu EQ-BGP o możliwość rozgłaszania i zestawiania wielu ścieżek pomiędzy domenami. Protokół ten został zaprojektowany dla sieci ICN/CAN, w której założono zastosowanie nowych węzłów przekazu danych, które w przeciwieństwie do ruterów IP umożliwią wykorzystanie wielościeżkowego routingu dla przekazu treści. Z tego

względem, protokół RAE rozgłasza współpracującym domenom zbiór alternatywnych ścieżek. Każda rozgłaszana ścieżka jest opisana przez listę identyfikatorów domen prowadzących do adresu przeznaczenia oraz wektor wag $w_i^{(f)}$ charakteryzujących przekaz treści na danej ścieżce przekazu f . Lista identyfikatorów domen umożliwia wyeliminowanie pętli rutingowych, natomiast wektor wag umożliwia wybór optymalnych ścieżek w sensie Pareto względem przyjętych funkcji celu. Należy zwrócić uwagę, iż zbiór optymalnych ścieżek może być wieloelementowy. Zgodnie z wielokryterialną teorią analizy, wyznaczenie optymalnych ścieżek w relacji „od końca do końca” wymaga rozgłoszenia przez każdą domenę pełnego zbioru optymalnych ścieżek Pareto. Jednakże, ze względu na zachowanie skalowalności oraz wymagany czas działania protokołu RAE, w opracowanej metodzie ograniczono maksymalną liczbę rozgłaszanych ścieżek do 3 – 5 elementów. Przeprowadzone badania wskazują, iż rozgłaszanie większej liczby ścieżek prowadzi do znaczącego wzrostu zajętości tablic rutingu i jednocześnie, w przypadku wybierania dłuższych ścieżek, może prowadzić do ograniczenia efektywności działania systemu. Podstawowym zadaniem w proponowanej metodzie heurystycznej jest wybór 3 - 5 preferowanych ścieżek spośród zbioru optymalnych ścieżek Pareto. Proponowana metoda heurystyczna bazuje na założeniu, że rozgłaszane powinny być te ścieżki, dla których odległość wektora wag $w_i^{(f)}$ od wektora ograniczeń L jest największa. Przyjęty sposób wyboru preferowanych ścieżek dąży do rozgłoszenia tych ścieżek, dla których prawdopodobieństwo spełnienia wymagań w kolejnych domenach na ścieżce, a w konsekwencji w relacji „od końca do końca”, jest największe. W proponowanej metodzie jako funkcję kosztu umożliwiającą przeprowadzenie rankingu ścieżek należących do zbioru Pareto zastosowano normę Minkowskiego rzędu r zdefiniowaną na przestrzeni decyzyjnej \mathfrak{R}^i jako miarę odległości wektora wag $w_i^{(f)}$ od wektora ograniczeń L . Funkcję kosztu przedstawiono jako zależność (1).

$$cost_f(.) = \begin{cases} \left(\sum_{i=1}^m \left(\frac{w_i}{l_i} \right)^r \right)^{1/r}, & w_i \leq l_i \\ \infty, & w_i > l_i \end{cases} \quad (1)$$

Własności zaproponowanej funkcji kosztu mogą być modyfikowane przez operatora przez dobór wartości współczynnika kształtu r w zakresie $1 \leq r \leq \infty$. W przypadku wartości r równej 1, funkcja kosztu jest liniową kombinacją zmiennych decyzyjnych danej ścieżki, która nie jest wrażliwa na silnie niezrównoważone rozwiązania. Natomiast w przypadku wartości r dążącej do nieskończoności decydująca jest jedynie zmienna decyzyjna o największej wartości, natomiast pozostałe zmienne są pomijane. Biorąc pod uwagę powyższe cechy przyjętej funkcji kosztu, w proponowanym rozwiązaniu przyjęto wartość r równą 4, która to wartość umożliwia unikanie silnie niezrównoważonych rozwiązań, a jednocześnie pozwala uwzględnić wpływ wszystkich zmiennych decyzyjnych.

Opracowany protokół RAE realizujący wielościeżkowy, wielokryterialny ruting dla sieci ICN/CAN został zaimplementowany zarówno w symulatorze sieci ICN/CAN, jak również jako

moduł zarządzania ścieżkami przekazu treści, który stanowi istotny element dwóch prototypów sieci ICN/CAN, tj. prototypu opracowanego w ramach projektu FP7 ICT COMET oraz prototypu PI CAN opracowanego w ramach projektu POIG „Inżynieria Internetu Przyszłości”. Efektywność protokołu RAE została zbadana symulacyjnie dla modelu sieci wielodomenowej o dużej skali (zbudowanej z 36 tys. domen) oraz eksperymentalnie w rozległej sieci testowej zbudowanej z 5-10 domen (obejmującej lokalizacje w Polsce (Warszawa), Hiszpanii (Madryt) oraz na Cyprze (Limassol)). Uzyskane wyniki potwierdziły, że zastosowanie proponowanej metody wielościeżkowego, wielokryterialnego routingu pozwala w istotny sposób (nawet o 80%) zwiększyć efektywność działania sieci ICN/CAN w porównaniu do metod routingu wykorzystujących pojedynczą drogę przekazu. Efekt ten wynika z możliwości dostarczania treści alternatywnymi ścieżkami, co prowadzi do lepszego wykorzystania zasobów sieci.

C3.2 Proces wyboru źródła i ścieżki przekazu treści

Celem procesu wyboru źródła strumieniowania treści i ścieżki przekazu treści w sieci jest zapewnienie wymaganej jakości przekazu treści oraz efektywnego wykorzystania zasobów serwerów oraz sieci ICN/CAN. Proces wyboru serwera i ścieżki jest realizowany autonomicznie w każdej domenie ICN/CAN na podstawie zgromadzonej informacji o lokalizacji replik treści, wiedzy o aktualnym obciążeniu serwerów treści, dostępnych alternatywnych ścieżkach przekazu treści wyznaczonych przez wielodrogowy routing RAE oraz o aktualnych warunkach ruchowych w sieci. Należy zwrócić uwagę, iż w przeciwieństwie do routingu RAE, przestrzeń decyzyjna wykorzystywana przez proces decyzyjny w danej domenie jest tworzona w sposób niezależny od pozostałych domen, a decyzje podjęte w jednej domenie nie mają wpływu na przestrzeń decyzyjną pozostałych domen. Z tego względu jest możliwe zastosowanie algorytmów decyzyjnych wykorzystujących wiedzę o zmiennych decyzyjnych.

W [8] przedstawiłem podstawową wersję algorytmu sterowania, który wykorzystuje algorytm decyzyjny bazujący na poziomach odniesienia. W algorytmie tym dla każdej zmiennej decyzyjnej zostały zdefiniowane dwa poziomy odniesienia, tj. poziom rezerwacji i aspiracji. Poziomy te wyznaczają granice istotności danej zmiennej decyzyjnej. Poziom rezerwacji wyznacza górną granicę wartości danej zmiennej decyzyjnej, której nie mogą przekroczyć preferowane rozwiązania. Poziom aspiracji wyznacza dolną granicę, poniżej której istotność rozwiązań jest jednakowa, zatem dana zmienna decyzyjna nie wpływa na wybór preferowanego rozwiązania. Wielokryterialny algorytm decyzyjny dla sieci ICN/CAN opracowany w [8] jest realizowany w trzech krokach:

Krok 1: Utworzenie przestrzeni decyzyjnej.

W pierwszym kroku moduł decyzyjny tworzy przestrzeń decyzyjną \mathfrak{R}^i zbudowaną z wektorów zmiennych decyzyjnych. W podstawowej wersji proponowanego algorytmu wykorzystano informacje o aktualnym obciążeniu serwerów, charakterystyce ścieżek przekazu treści wyrażonej przez długość i przepływności ścieżki. Informacje te są gromadzone przez dedykowane procesy zdefiniowane

w architekturze sieci ICN/CAN, tj. proces routingu, proces monitorowania i pomiarów. Należy zwrócić uwagę, iż liczba zmiennych decyzyjnych może być zwiększona, lecz wymaga to zdefiniowania dodatkowych procesów, które będą gromadziły i udostępniały wymagane dane.

Krok 2: Ranking rozwiązań

W tym kroku moduł decyzyjny ocenia rozwiązania zawarte w utworzonej przestrzeni decyzyjnej biorąc pod uwagę poziom rezerwacji i aspiracji dla każdej zmiennej decyzyjnej. W efekcie, dla każdego rozwiązania zostaje wyznaczona wartość współczynnika rangi R , zgodnie z zależnością (2)

$$R_s(.) = \min_{i=1,\dots,3} \left[\frac{r_i - q_i}{r_i - a_i} \right] \quad (2)$$

gdzie : s oznacza numer rozważanego rozwiązania, i jest indeksem zmiennej decyzyjnej, q_i oznacza wartość i -tej zmiennej decyzyjnej, r_i jest wartością poziomu rezerwacji, natomiast a_i jest wartością poziomu aspiracji.

Krok 3: Wybór preferowanego rozwiązania

W ostatnim kroku algorytm decyzyjny wybiera rozwiązanie o największej wartości współczynnika rangi R , $\max_{s \in S} R_s$. W przypadku, gdy kilka rozwiązań uzyskuje największą wartość oznacza to, że należą one do zbioru rozwiązań optymalnych w sensie Pareto, które nie są rozróżniane z punktu widzenia przyjętych funkcji celu.

Należy zwrócić uwagę, iż opracowany algorytm pozwala administratorom domen ICN/CAN na realizację różnych strategii decyzyjnych przez odpowiednie ustawienie wartości poziomów odniesienia dla każdej zmiennej decyzyjnej. Ustawienie właściwych poziomów odniesienia wymaga wiedzy *a priori* o każdej zmiennej, jak również oszacowania zależności pomiędzy zmiennymi. W szczególności, ustawienie znacznego przedziału pomiędzy poziomem r_k oraz poziomem a_k pozwala zwiększyć istotność danej zmiennej decyzyjnej w stosunku do pozostałych zmiennych decyzyjnych. O ile wyznaczenie wartości granicznych dla poszczególnych zmiennych jest zwykle dość intuicyjne, np. maksymalne obciążenie serwerów nie może przekraczać 100%, minimalna długość ścieżki wynosi 1, to otwartym pozostaje problem czy jest możliwe zwiększenie efektywności proponowanej metody sterowania przez odpowiedni dobór poziomów odniesienia. Problem ten został zbadany w kolejnych pracach przedstawionej serii publikacji.

W [8] zaproponowano i przebadano cztery strategie działania algorytmu decyzyjnego dla sieci ICN/CAN:

- 1) Strategia 1: Losowy wybór serwera. Strategia ta jest powszechnie stosowana w obecnej sieci Internet, w której użytkownik jest nieświadomy lokalizacji serwera, jego obciążenia, ani warunków ruchowych na drodze do użytkownika.
- 2) Strategia 2: Wybór najbliższego serwera. Strategia ta umożliwia ograniczenie obciążenia sieci i z tego powodu jest stosowana przez niektóre systemy CDN (Content Delivery Network).

- 3) Strategia 3: Wybór najmniej obciążonego serwera. Strategia ta umożliwia równoważenie obciążenia serwerów. Z tego powodu jest stosowana w systemach partnerskiej wymiany plików p2p (*peer-to-peer*) oraz niektórych CDN-ach.
- 4) Strategia 4: Wybór najbliższego, najmniej obciążonego serwera. Strategia umożliwia pełne wykorzystanie zalet proponowanego algorytmu decyzyjnego i z tego powodu jest ona rekomendowana dla sieci ICN/CAN.

Ocenę efektywności proponowanych strategii działania sieci ICN/CAN przeprowadzono w [8] rozszerzając model sieci między-domenowej opracowany dla badania protokołu RAE o 200 tys. serwerów treści, ponad 20 mln opublikowanych materiałów oraz o liczbę użytkowników proporcjonalną do liczby adresów IP rozgłaszanych przez poszczególne domeny. Topologię sieci, rozmieszczenie serwerów, lokalizację replik, a także proces napływu żądań użytkowników zamodelowano bazując na danych dotyczących systemów dystrybucji treści stosowanych w obecnej sieci Internet, takich jak CDN, Youtube. Model umożliwia ocenę efektywności działania sieci ICN/CAN przez symulację procesu napływu i obsługi żądań przy założonych zasobach systemu. Miarą efektywności sieci ICN/CAN jest stosunek liczby żądań użytkowników obsługanych z sukcesem, tj. odtworzonych nagrań bez zatrzymań, do liczby wszystkich wygenerowanych żądań.

Uzyskane wyniki eksperymentów wykazały, iż opracowana metoda sterowania pozwala uzyskać znacznie większą sprawność działania sieci ICN/CAN w stosunku do obecnie stosowanych metod dystrybucji treści. W szczególności, opracowana metoda sterowania pozwala obsłużyć znacznie większy ruch (prawie o rząd wielkości) przy danych zasobach systemu zachowując jednocześnie taki sam poziom jakości wyrażonej prawdopodobieństwem blokady napływających zgłoszeń. Efekt ten wynika z wykorzystania wiedzy o lokalizacji treści, obciążeniu serwerów oraz stanie sieci. Istotny wpływ na efektywność uzyskaną przez proponowaną metodę sterowania ma również zastosowanie opracowanego routingu RAE, który pozwala na znacznie lepsze wykorzystanie zasobów sieci w porównaniu do routingu jednościeżkowego stosowanego w sieci Internet. Ostateczne potwierdzenie możliwości realizacji oraz efektywności opracowanej metody sterowania uzyskałem przez jej implementację w dwóch prototypach sieci ICN/CAN, tj. prototypie sieci ICT COMET oraz prototypie sieci PI CAN, które umożliwiły przeprowadzenie eksperymentów odpowiednio w europejskiej i krajowej rozległej sieci badawczej. Wyniki eksperymentów potwierdziły, iż opracowana metoda sterowania umożliwia znaczące zwiększenie efektywności działania sieci ICN/CAN. Jednocześnie niewielka złożoność obliczeniowa metody umożliwia uzyskanie odpowiedniej wydajności działania systemu sterowania siecią ICN/CAN. Należy zwrócić uwagę, iż opracowana metoda sterowania, wraz z metodą routingu RAE, została uznana za jedno z ważniejszych osiągnięć projektów ICT COMET.

Przedstawiona w [8] metoda sterowania dla sieci ICN/CAN bazuje na ustalonych *a priori* wartościach poziomów odniesienia. W [9] zaproponowałem metodę automatycznego wyznaczania wartości progów odniesienia dla utworzonej przestrzeni decyzyjnej, która

zwalnia operatora sieci ICN/CAN z obowiązku ręcznej konfiguracji progów odniesienia i jednocześnie pozwala zwiększyć efektywność sterowania siecią ICN/CAN. Metoda automatycznego wyznaczania wartości poziomów odniesienia wykorzystuje fakt, iż w przypadku zmiennej decyzyjnej, dla której wartości dopuszczalnych rozwiązań są zbliżone do siebie, wybór dowolnego poziomu jedynie w niewielkim stopniu wpłynie na stan systemu. Natomiast, w przypadku zmiennych decyzyjnych, które charakteryzują się znaczącą zmiennością wartości dopuszczalnych rozwiązań, wybór danego rozwiązania może istotnie wpłynąć na stan systemu. Z tego względu, w opracowanej metodzie automatycznego wyznaczania wartości poziomów odniesienia, istotność danej zmiennej decyzyjnej jest skalowana proporcjonalnie do współczynnika jej zmienności. Jako miarę zmienności zastosowano odchylenie standardowe zmiennej decyzyjnej, które, względem innych miar zmienności, np. rozstępu, pozwala wyeliminować wpływ skrajnych wartości występujących jedynie sporadycznie.

Metoda sterowania proponowana w [9] wymaga zmodyfikowania funkcji obliczania rangi rozwiązań, która jest zastosowana w drugim kroku algorytmu decyzyjnego. Zmodyfikowaną funkcję przedstawia zależność (3)

$$R_s(.) = \min_{i=1,..,3} \left[\frac{r_i - q_i \cdot \frac{\sigma_i}{r_i - a_i}}{r_i - a_i} \right], \quad (3)$$

w której: s oznacza numer rozważanego rozwiązania, i jest indeksem zmiennej decyzyjnej, q_i oznacza wartość i -tej zmiennej decyzyjnej, r_i oraz a_i są wartościami poziomów rezerwacji i aspiracji odpowiadającymi odpowiednio maksymalnej i minimalnej wartości zmiennej decyzyjnej w podzbiorze rozwiązań spełniających ograniczenia.

W zależności (3) zastosowano współczynnik skalujący $\frac{\sigma_i}{r_i - a_i}$ w postaci odchylenia standardowego unormowanego do szerokości przedziału $\langle a_i, r_i \rangle$. Ze względu na przejrzystość interpretacji oraz uproszczenie obliczeń, współczynnik skalujący zastosowano do zmiennej decyzyjnej zamiast do wartości poziomów odniesienia, co nie zmienia zasady działania opracowanej metody. Należy zwrócić uwagę, iż w przypadku gdy zmienność danej zmiennej decyzyjnej dąży do zera zostanie ona wyeliminowana w procesie minimalizacji. Natomiast w przypadku gdy odchylenie standardowe jest maksymalne (wartość współczynnika skalowania jest równa 1), obliczona ranga rozwiązania jest identyczna jak w przypadku podstawowej wersji algorytmu przedstawionej w [8].

Przeprowadzone badania efektywności opracowanej metody przedstawione w [9] wskazują, iż zastosowanie opracowanej metody skalowania wartości poziomów odniesienia pozwala zwiększyć efektywność działania systemu. W szczególności, zaproponowany w [9] algorytm sterowania pozwala obsłużyć kilkanaście procent większy ruch niż podstawowy algorytm sterowania przedstawiony w [8]. Należy zwrócić uwagę, iż wprowadzenie opracowanej metody nie wymaga definiowania nowych procesów w sieci ICN/CAN, a jedynie

zaktualizowania zastosowanego algorytmu obliczania rangi rozważanych rozwiązań. Istotną cechą proponowanego rozwiązania jest automatyczne wyznaczenie właściwych poziomów odniesienia. W efekcie, operator domeny ICN/CAN wyraża swoje preferencje przez wstępne ustawienie poziomów, a następnie algorytm automatycznie dostraja poziomy dla zapewnienia maksymalnej efektywności działania systemu.

W [10] zaproponowałem nowe rozszerzenie metody automatycznego wyznaczania progów odniesienia polegające na modyfikacji funkcji obliczania rangi do postaci (4)

$$R_s(.) = \min_{i=1,..,3} \left[\frac{r_i - q_i}{\sigma_i} \right], \quad (4)$$

w której: s oznacza numer rozważanego rozwiązania, i jest indeksem zmiennej decyzyjnej, q_i oznacza wartość i -tej zmiennej decyzyjnej, r_i jest wartością odpowiadającą maksymalnej wartości zmiennej decyzyjnej w podzbiorze rozwiązań spełniających ograniczenia, natomiast σ_i jest odchyleniem standardowym zmiennej decyzyjnej.

W proponowanej nowej funkcji ragi w mianowniku wartość rozstępu zmiennej decyzyjnej zastąpiono wartością jej odchylenia standardowego, co pozwala wzmocnić zależność wyliczonej rangi od wartości zmienności wartości danej zmiennej decyzyjnej.

Przeprowadzone badania wykazały, że wprowadzona modyfikacja pozwala zwiększyć efektywność algorytmu decyzyjnego w porównaniu do metody przedstawionej w [9]. Obserwowany wzrost efektywności nie jest zbyt duży (około 5%). Należy jednakże zwrócić uwagę, iż zmodyfikowana funkcja rangi nie wymaga przeprowadzania dodatkowych obliczeń i nie zwiększa złożoności obliczeniowej algorytmu.

C3.3 Podsumowanie

Cykl publikacji [3], [4], [5], [6], [7], [8], [9] i [10] dotyczy opracowania wielokryterialnych metod sterowania dla zapewnienia efektywnej dystrybucji treści w sieciach ICN/CAN. Proponowane rozwiązania zakładają ścisłą współpracę dwóch powiązanych procesów, tj. procesu wielokryterialnego routingu oraz procesu wyboru źródła treści i ścieżki przekazu dla danego żądania. Moje prace dotyczące wielokryterialnego routingu obejmowały opracowanie dwóch protokołów, tj. EQ-BGP oraz RAE. Protokół EQ-BGP opracowałem jako rozwiązanie dla realizacji wielokryterialnego routingu międzydomenowego w sieci IP, które umożliwia współpracę ze standardowymi ruterami BGP-4. Opracowanie protokołu EQ-BGP zostało uznane za jedno z ważniejszych osiągnięć projektu 6 PR IST EuQoS. Z tego względu prototyp protokołu był prezentowany na Europejskiej wystawie „Communicating European Research 2005” (IST CER 2005) w Brukseli jako jedno z czterech najważniejszych osiągnięć projektu. Praca [4], w której przedstawiono protokół EQ-BGP i jego zastosowanie w systemie EuQoS, jest do dziś szeroko cytowana i stanowi inspirację dla badań nad wielokryterialnym, wielodomenowym routingiem. Dodatkowo, moje osiągnięcia dotyczące opracowania protokołu EQ-BGP były podstawą dla przyznania indywidualnej Nagrody

Naukowej Rektora Politechniki Warszawskiej pierwszego stopnia za lata 2005-2006 w 2007 roku. Należy również zwrócić uwagę, iż główna idea protokołu EQ-BGP i RAE, która dotyczy rozszerzenia protokołu routingu międzydomenowego o możliwość zestawienia wielu ścieżek biorąc pod uwagę wymagania klas usług, jest obecnie rozwijana w ramach grupy roboczej IETF IDR (Inter Domain Routing) w postaci rozszerzeń protokołu BGP-4. Rozszerzenia te dotyczą możliwości: i) zestawiania wielu ścieżek (*multi-path BGP*), ii) rozgłaszania wspieranych usług sieciowych (*BGP Class of Service Interconnection*) oraz iii) rozgłaszania parametrów jakości obsługi (*SLA Exchange Attribute*).

Prace dotyczące opracowania efektywnej metody sterowania dla sieci ICN/CAN zostały uznane za jedno z ważniejszych osiągnięć projektów 7PR ICT COMET i z tego powodu opracowane algorytmy były prezentowane podczas końcowej oceny projektu. Ponadto, rozwiązanie dotyczące automatycznego wyznaczania wartości progów odniesienia przedstawione w pracy [9] zostało nominowane do nagrody „Best Paper Award” konferencji IEEE Networks 2012. Należy podkreślić, iż opracowane algorytmy decyzyjne mogą być również stosowane w innych systemach dystrybucji treści, np. sieciach CDN lub rozwiązaniach OTT.

C.4 Metoda FPF dla przekazu danych

Realizacja w sieci ICN/CAN funkcji dotyczącej wyboru ścieżki dla przekazu treści oraz przechowywania replik treści w pamięci podręcznej węzłów wymaga opracowania nowych zasad działania węzłów sieci. Opracowana m.in. przeze mnie metoda przekazu treści została opisana w [11] i jest nazywana metodą FPF (*Flexible Packet Forwarding*). Zapewnia ona możliwość wyboru ścieżki przekazu treści dla każdego żądania, zgodnie z wymaganiami algorytmów sterowania przedstawionych w rozdziale C.3. Ponadto, metoda FPF pozwala zastosować właściwe dla danej domeny zasady przetwarzania pakietów w węzłach. Należy podkreślić, iż metoda FPF może być zastosowana np. w nowych rozwiązaniach proponowanych dla Internetu Przyszłości, przykładowo w ramach Internetu Rzeczy czy Sieci Sterowanych Programowo.

C4.1 Zasady działania FPF

Metoda FPF zakłada, że pakiety danych są przesyłane przez węzły sieci na podstawie wektora identyfikatorów LID (*Local IDentifiers*) zawartego w nagłówku pakietów. Identyfikator LID określa ścieżkę przekazu pakietów w danej domenie od węzła wejściowego do węzła wyjściowego oraz określa sposób obsługi pakietów w węzłach sieci, np. „wymusza” obsługę pakietów zgodnie z zasadami przyjętymi dla danej usługi sieciowej oraz umożliwia umieszczenie danej repliki treści w pamięci podręcznej węzła. Format identyfikatora LID oraz jego znaczenie definiuje niezależnie operator domeny. Dlatego też, operowanie identyfikatorem LID pozwala na: 1) zdefiniowanie jego rozmiaru z uwzględnieniem wymagań lokalnego schematu adresacji, 2) dostosowanie identyfikatorów w przypadku rozbudowy domeny, rozszerzenia oferowanych usług sieciowych lub implementacji nowych zasad

przetwarzania pakietów w węzłach, a także 3) wsparcie, jeżeli zachodzi taka potrzeba, tzw. bezpiecznego przekazu danych w sieci.

Metoda FPF zakłada, że ścieżka przekazu pakietów w wielo-domenowej sieci ICN/CAN jest zdefiniowana przez wektor identyfikatorów LID. Wektory LID są tworzone w rozproszony sposób przez protokół między-domenowego routingu ICN/CAN, na podstawie informacji wymienianych pomiędzy współpracującymi domenami. Należy zwrócić uwagę, iż metoda FPF pozwala na zastosowanie różnych algorytmów routingu oraz wykorzystanie różnych rodzajów połączeń, tj. połączeń „od punktu do punktu”, „od punktu do wielu punktów” czy też „od wielu punktów do punktu”, w zależności od możliwości węzłów dostępnych w domenach. Inną istotną cechą metody FPF jest możliwość wyboru ścieżki przekazu treści dla każdego połączenia. Decyzja o wyborze danej ścieżki dla przekazu treści jest podejmowana przez system sterowania obsługą żądań zlokalizowany w domenie użytkownika. Przekaz treści wybraną przez system sterowania ścieżką wymaga ustawienia filtra klasyfikującego pakiety w węźle brzegowym po stronie źródła. Węzeł ten jest jedynym elementem sieciowym, w którym jest konieczne przechowywanie informacji o stanie aktywnych połączeń. Cecha ta w istotny sposób przyczynia się do zachowania skalowalności metody FPF, gdyż węzły tranzytowe działają w sposób „bezstanowy”.

Metoda FPF została zweryfikowana z punktu widzenia wydajności przekazu pakietów oraz skalowalności rozwiązania [11]. Ocenę wydajności przeprowadzono dla dwóch prototypowych implementacji. Pierwszy prototyp został zaimplementowany w postaci modułu jądra systemu operacyjnego Linux, który to moduł może być wykorzystany w routerach programowych bazujących na otwartym systemie operacyjnym Linux. Natomiast drugi prototyp zaimplementowano wykorzystując platformę sprzętową EZAppliance, w ramach której przekaz danych jest realizowany sprzętowo przez procesor sieciowy NP-3. (Procesory sieciowe są powszechnie stosowane przez czołowych producentów sprzętu sieciowego, takich jak Juniper lub CISCO. Przeprowadzone badania wydajności prototypowych węzłów FPF wykazały, iż wydajność węzłów szkieletowych FPF jest ponad 50% większa od wydajności routera IP działającego w identycznych warunkach. Efekt ten wynika z uproszczenia formatu nagłówka FPF (skrócenie pola adresowego) w porównaniu do nagłówka protokołu IP. Natomiast, w przypadku węzłów brzegowych, w których jest stosowany klasyfikator pakietów oraz jest tworzony/usuwany nagłówek FPF, uzyskano wydajność na poziomie zbliżonym do wydajności routera IP.

Analiza skalowalności metody FPF dotyczyła oceny wymaganego rozmiaru nagłówka FPF [11]. Oszacowanie przeprowadzono na podstawie danych o stopniu domen istniejących w obecnej sieci Internet oraz liczbie i długości między-domenowych ścieżek routingu. Wyniki tej analizy potwierdziły, że w przypadku 99% domen wystarczający jest identyfikator LID o długości 1 bajta. Efekt ten wynika z ograniczonego stopnia domen (w szczególności wszystkie domeny końcowe mają stopień mniejszy od 2 - 3). Dla pozostałych domen wymagany jest identyfikator LID o długości 2 bajtów. Wartość ta jest wystarczająca dla

największych domen tranzytowych znajdujących się w szkielecie sieci Internet. Analizując długość między-domenowych ścieżek routingu stwierdzono, że dla zdecydowanej większości ścieżek rozmiar nagłówka FPF nie przekracza 10 bajtów. Natomiast w przypadku najdłuższych ścieżek o długości 20 domen, nagłówek FPF nie przekracza 42 bajtów. Powyższe wyniki potwierdzają, iż narzut związany z dodatkowym nagłówkiem wymaganym przez metodę FPF jest niewielki w porównaniu do rozmiaru nagłówka protokołu IP.

C4.2 Podsumowanie

W [11] zaproponowałem nową metodę przekazu danych FPF, która umożliwia wybór ścieżki przekazu oraz sposobu przetwarzania pakietów w węzłach dla strumieni pakietów przesyłanych w wielo-domenowej sieci. Metoda FPF wykorzystuje wektor lokalnych identyfikatorów LID przenoszonych w nagłówku pakietów, który determinuje ścieżkę przekazu. Uzyskane wyniki oceny wydajności prototypów węzłów FPF, jak również wyniki oceny skalowalności metody FPF potwierdziły, że złożoność metody FPF nie jest większa od złożoności protokołu IP. Na tej podstawie można wnioskować, iż metoda FPF może być zastosowana w sieci o rozmiarze obecnej sieci Internet.

Metoda FPF została zastosowana do realizacji węzłów CAFE opracowanych w ramach projektów FP7 COMET oraz IIP PI CAN, które umożliwiają elastyczny wybór ścieżki dostarczania treści do użytkownika. Została ona uznana za jedno z ważniejszych osiągnięć tych projektów i z tego względu metoda FPF była prezentowana m.in. na wystawie CeBIT 2013 w Hanowerze.

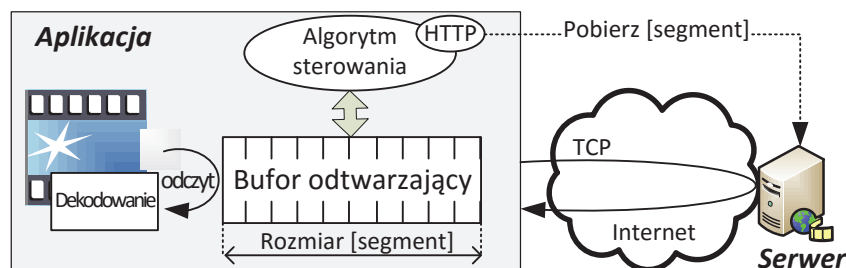
Koncepcja metody FPF jest obecnie rozwijana w postaci tzw. „routingu segmentowego” specyfikowanego przez IETF w ramach grupy roboczej SPRING (*Source Packet Routing in Networking*).

C.5 Metody sterowania dla adaptacyjnego strumieniowania wideo

Metody adaptacyjnego strumieniowania wideo zakładają usprawnienie przekazu treści przez zastosowanie metod sterowania na poziomie aplikacji użytkownika bez konieczności definiowania nowej architektury sieci (należą do rozwiązań OTT). Celem tych metod jest zachowanie ciągłości odtwarzania wideo przez dostosowanie jakości pobieranego wideo do dynamicznie zmieniających się warunków ruchowych w sieci.

Opracowane metody sterowania zostały opublikowane w [12], [13] i [14]. Metody te wykorzystują technikę adaptacyjnego strumieniowania wideo MPEG DASH, która została zdefiniowana w standardzie ISO/IEC 23009-1:2012. Technika MPEG DASH zakłada, iż dana treść jest udostępniona na serwerach w kilku (lub nawet kilkunastu) profilach wideo, przy czym przekaz wideo zgodnie z danym profilem wymaga określonej przepływności bitowej i w efekcie zapewnia się *a priori* zdefiniowaną jakość wideo. Dane związane z poszczególnymi profilami wideo są zapisane w postaci sekwencji krótkich fragmentów wideo, nazywanych segmentami, przy czym czas odtwarzania tych fragmentów jest stały np. 2s niezależnie od wybranego profilu. Przyjęcie powyższego sposobu publikowania treści

umożliwia aplikacji użytkownika zmianę profilu wideo w trakcie odtwarzania wideo. Lista serwerów przechowujących opublikowaną treść wraz z informacjami o dostępnych profilach wideo są udostępniane przez dostawcę treści w postaci zbioru opisu wideo MPD (*Media Presentation Description*). Zbiór MPD jest przesyłany do aplikacji użytkownika w odpowiedzi na jego żądanie pobrania treści. Schemat działania adaptacyjnego strumieniowania MPEG DASH przedstawiłem na rys. 3.



Rysunek 3: Schemat działania systemu adaptacyjnego strumieniowania wideo MPEG DASH.

W technice adaptacyjnego strumieniowania aplikacja użytkownika jest odpowiedzialna za wybór serwera strumieniującego treść z listy serwerów dostępnych w zbiorze MPD oraz dostosowanie profilu pobieranego wideo do aktualnych warunków ruchowych w sieci. Należy jednakże zwrócić uwagę, iż w przeciwieństwie do systemów CURLING lub COMET/PICAN, wybór serwera jest realizowany losowo, gdyż aplikacja użytkownika nie dysponuje wiedzą o obciążeniu serwerów, ani o warunkach ruchowych w sieci, jak również nie ma wpływu na wybór ścieżki przekazu treści w sieci. Z tego względu, zasadniczym elementem systemu adaptacyjnego strumieniowania MPEG DASH jest algorytm sterowania, który odpowiada za dostosowanie profilu wideo pobieranych segmentów tak, aby z jednej strony zapewnić ciągłość odtwarzania wideo, a z drugiej strony zagwarantować możliwie najwyższą jakość odtwarzanego wideo.

W pracach [12], [13] i [14] opracowałem nową klasę algorytmów sterowania dla adaptacyjnego strumieniowania MPEG DASH, w której algorytm sterowania wybiera profil wideo na podstawie wyliczanej wartości prawdopodobieństwa zatrzymania odtwarzania. Wartość tego prawdopodobieństwa oblicza się analizując zajętość bufora odtwarzającego modelowanego jako system obsługi. Algorytmy adaptacji należące do opracowanej klasy wybierają profil wideo o maksymalnej przepływności, dla którego obliczona wartość prawdopodobieństwa zatrzymania odtwarzania jest mniejsza od założonej wartości granicznej. W swoich publikacjach zaproponowałem dwa algorytmy nazwane ABMA (*Adaptation and Buffer Management Algorithm*) i ABMA+. Algorytm ABMA, którego wstępną ideę przedstawiłem w [12], a pełną jego analizę wraz z porównaniem z innymi algorytmami przedstawiłem w [13], wykorzystuje przybliżony model systemu oraz zakłada wykonanie koniecznych wyliczeń w czasie działania aplikacji. Natomiast algorytm ABMA+, przedstawiony w pracy [14], wykorzystuje model systemu ze sprzężeniem zwrotnym i procesem napływu segmentów wideo zależnym od aktualnego stanu systemu. Ponadto, algorytm ABMA+ wykorzystuje obliczone wcześniej wartości wymaganej pojemności bufora, co z kolei eliminuje konieczność wykonywania obliczeń w czasie działania aplikacji i zatem

umożliwia zastosowanie algorytmu ABMA+ w urządzeniach o ograniczonej mocy obliczeniowej. Poniżej przedstawiłem skrócony opis najważniejszych cech opracowanych algorytmów sterowania.

C5.1 Metoda adaptacji ABMA

W metodzie ABMA przedstawionej w [12] zastosowano przybliżony model systemu adaptacyjnego strumieniowania do wyznaczenia prawdopodobieństwa zatrzymania. System zamodelowano jako system kolejkowy GI/D/1/K z pojedynczą, skończoną kolejką, pojedynczym urządzeniem obsługującym, deterministycznym czasem obsługi oraz z procesem napływu segmentów opisanym dowolnym rozkładem prawdopodobieństwa przy zachowaniu niezależności pomiędzy zmiennymi losowymi opisującymi napływ segmentów. Rozmiar kolejki oraz czas obsługi w modelu odpowiadają odpowiednio maksymalnej liczbie segmentów wideo, która może być przechowywana w buforze odtwarzającym oraz stałemu czasowi odtwarzania segmentów wideo. Należy zwrócić uwagę, iż segmenty wideo, pomimo stałego czasu odtwarzania, różnią się rozmiarem wyrażonym w bajtach. Właściwość ta jest uwzględniona w opisie procesu napływu segmentów.

Proces napływu jest opisany zmiennymi losowymi $A^k(\Omega)$, które definiują liczbę segmentów wideo napływających w czasie obsługi k-tego segmentu, gdzie czas obsługi jest wyrażony przez Ω . Rozkład zmiennych losowych $A^k(\Omega)$ jest wyznaczany na podstawie rozkładu czasu pobrania segmentów, który jest estymowany na podstawie pomiarów poprzednio pobranych segmentów. Należy zwrócić uwagę, iż czas pobrania segmentu uwzględnia zarówno zmienny rozmiar segmentów w bajtach, przepływność dostępną w sieci oraz obciążenie serwera strumieniującego treść. Analiza zmierzonych charakterystyk czasu pobrania segmentów przedstawiona w pracy [13] wskazuje, iż rozkład czasu pobrania segmentów wideo jest zbliżony do rozkładu bezwzględnej wartości rozkładu normalnego (*Folded Normal*). Z tego względu, w metodzie ABMA przyjęto ten rozkład jako właściwy do opisu czasu pobierania segmentów.

W przybliżonym modelu przyjęto następujące założenia:

- 1) Napływ segmentów ma charakter ciągły, tj. przybliżony model nie uwzględnia działania sprzężenia zwrotnego, które wstrzymuje pobieranie segmentów w momencie, gdy bufor odtwarzający jest zapełniony. W przybliżonym modelu, napływające segmenty są tracone, podczas gdy w systemie MPEG DASH następuje wstrzymanie napływu do momentu zakończenia obsługi segmentu. Należy jednak zwrócić uwagę, iż stracony segment nie wpływa na stanu systemu z punktu widzenia segmentów przyjętych do obsługi. Powyższa właściwość uzasadnia przyjęte założenie.
- 2) Zmienne losowe $A_n(\Omega)$ opisujące liczbę segmentów napływających w czasie obsługi n-tego segmentu są niezależne. Założenie to jest spełnione w przypadku bezpamięciowych procesów napływu (np. procesu Poissona), natomiast

w przypadku napływu zgodnego z założonym rozkładem będzie prowadziło do zawyżenia prawdopodobieństwa zatrzymania i w konsekwencji do konserwatywnego zachowania algorytmu ABMA. Cecha ta została wykazana w pracy [13].

- 3) Prawdopodobieństwo zatrzymania odtwarzania jest obliczane dla warunków ustalonych, tj. w nieskończonym czasie, zakładając, iż warunki napływu pakietów pozostaną stacjonarne. Należy zwrócić uwagę, iż metoda ABMA dostosowuje się do zmieniających się warunków w sieci przez ponowne obliczenie prawdopodobieństwa zatrzymania odtwarzania po odebraniu kolejnych segmentów.

Analizę systemu przeprowadzono wykorzystując technikę włożonych łańcuchów Markowa obserwując stan systemu w momentach zakończenia obsługi. Wybór tych momentów obserwacji systemu pozwala wyznaczyć prawdopodobieństwo zatrzymania odtwarzania, które odpowiada zdarzeniu, w którym system jest pusty po zakończeniu obsługi. Ponadto, obserwacja systemu w momencie zakończenia obsługi pozwala uprościć opis stanu systemu do jednej zmiennej losowej opisującej liczbę segmentów pozostających w systemie ze względu na fakt, iż resztkowy czas obsługi segmentu jest zawsze równy zeru.

Działanie algorytmu adaptacji ABMA jest inicjowane w momencie odebrania nowego segmentu i obejmuje następujące kroki:

- Krok 1: Algorytm uaktualnia wartości parametrów rozkładu czasu pobrania segmentów, uwzględniając nową wartość zmierzoną dla odebranego segmentu oraz wyznacza nowy rozkład napływu segmentów $A(\Omega)$.*
- Krok 2: Wykorzystując opracowany model bufora odtwarzającego, algorytm ABMA wyznacza pojemność bufora wymaganą dla zapewnienia ciągłości odtwarzania wideo przyjmując uaktualniony rozkład $A(\Omega)$ jak dane wejściowe. Jeżeli jest możliwe wyznaczenie bufora dla aktualnego profilu wideo to algorytm poszukuje profilu wideo o większej przepływności bitowej niż dotychczasowa, dla której zostaną spełnione wymagania dotyczące prawdopodobieństwa zatrzymania. W przeciwnym przypadku, tj. gdy warunek na prawdopodobieństwo zatrzymania nie jest spełniony dla aktualnego profilu wideo, algorytm ABMA poszukuje profilu wideo o mniejszej przepływności bitowej, który spełni warunek na prawdopodobieństwo zatrzymania. Należy zwrócić uwagę, iż zmiana profilu wideo wymaga przeskalowania rozkładu czasu pobrania segmentów proporcjonalnie do ilorazu ich przepływności bitowych i wyznaczenia nowego rozkładu napływu segmentów $A(\Omega)$.*
- Krok 3: Algorytm kończy działanie w momencie, w którym zostanie wyznaczony nowy profil wideo. Od tego momentu kolejne pobierane segmenty będą wykorzystywały wyznaczony profil, aż do chwili, w której zostanie wyznaczony inny profil.*

Wstępne eksperymenty przedstawione w [12] dotyczą oceny działania metody ABMA. Uzyskane wyniki potwierdziły, że metoda ABMA prawidłowo dostosowuje przepływność

bitową pobieranych segmentów wideo uwzględniając zarówno zmienne warunki ruchowe w sieci, jak również różnice w rozmiarach segmentów wideo.

Rozszerzone eksperymenty przedstawione w pracy [13] dotyczą systematycznego porównania efektywności metody ABMA z obecnie stosowanymi metodami adaptacji. W szczególności, metodę ABMA porównano z metodami, które estymują dostępną przepływność bitową RBA (*Rate Based Adaptation*) oraz wykorzystują aktualne wypełnienie bufora odtwarzającego BBA (*Buffer Based Adaptation*). Dla oceny efektywności algorytmów adaptacji zdefiniowano zestaw metryk sprawności oraz opracowano narzędzie symulacyjne, bazujące na koncepcji symulacji FF (*Fluid Flow*), w którym stan systemu jest wyznaczony analitycznie w wybranych momentach obserwacji. Opracowane środowisko umożliwiło przeprowadzenie eksperymentów w ściśle kontrolowanych i powtarzanych warunkach zmieniających się w zakresie od stałej przepływności do silnie zmiennych warunków ruchowych. Uzyskane wyniki potwierdziły, że metoda ABMA, w stosunku do pozostałych metod adaptacji, pozwala zachować ciągłość odtwarzania wideo, zapewnia stosunkowo niskie prawdopodobieństwo przełączania profilu wideo (na poziomie <5%) oraz gwarantuje dość wysoki współczynnik efektywności adaptacji (na poziomie 85%), pomimo konserwatywnego zachowania.

C5.2 Metoda adaptacji ABMA+

W metodzie ABMA+ przedstawionej w [14] zastosowano nowy model systemu ze sprzężeniem zwrotnym i procesem napływu segmentów wideo zależnym od aktualnego stanu systemu. Opracowany model pozwala zamodelować wpływ algorytmu sterowania, który wstrzymuje pobieranie segmentów wideo w przypadku, gdy bufor odtwarzający jest zapełniony. W efekcie, w nowym modelu systemu adaptacji nie występują straty segmentów, a proces napływu jest bliższy procesowi napływu w systemie adaptacyjnego strumieniowania MPEG DASH (należy zwrócić uwagę, iż nierozwiązany pozostaje problem pominięcia korelacji pomiędzy sąsiednimi okresami napływu segmentów, który prowadzi do konserwatywnego zachowania algorytmu adaptacji). Zastosowane rozkłady warunkowe napływu są wyznaczone na podstawie estymowanego rozkładu czasu pobrania segmentów. Dalsza analiza pomiarów charakterystyk czasu pobrania segmentów wskazała, iż rozkład logarytmiczno normalny lepiej opisuje odstęp czasu pomiędzy napływającymi segmentami, niż przyjęty poprzednio rozkład FoldedNormal. Powyższe wynika z faktu, iż czas pobrania segmentu jest ilorzem dwóch niezależnych zmiennych losowych opisujących rozmiar segmentu oraz dostępnej przepływności bitowej, z których każda może być opisana rozkładem logarytmiczno normalnym.

Istotną modyfikacją zastosowaną w metodzie ABMA+ jest wyeliminowanie obliczeń realizowanych w trakcie działania aplikacji przez zastosowanie obliczonej wcześniej tabeli wymaganej pojemności bufora. Tabela ta, w dalszej części nazywana „tabelą bufora”, określa jaka jest wymagana pojemność bufora odtwarzającego dla utrzymania prawdopodobieństwa zatrzymania odtwarzania poniżej założonego progu, przy założeniu określonej *a priori*

charakterystyki napływu segmentów. Podstawą koncepcji wykorzystania „tabeli bufora” jest fakt, iż stan bufora odtwarzającego zależy od liczby segmentów napływających w czasie odtwarzania segmentu, natomiast nie zależy on od rozmiaru segmentów w bajtach. Z tego względu jest możliwe wyznaczenie „tabeli bufora”, która będzie wykorzystana dla różnych profili wideo. W „tabeli bufora” charakterystyki napływu segmentów są wyrażone w postaci znormalizowanych zmiennych pomocniczych ov (*over rate*) i cv (*coefficient of variation*), definiujących odpowiednio stosunek czasu odtwarzania segmentu do średniego czasu pobierania segmentów oraz współczynnik wariancji czasu pobierania segmentów.

Algorytm ABMA+ działa zgodnie z następującymi krokami:

- Krok 1: W pierwszym kroku algorytm uaktualnia rozkład czasu pobrania segmentów, uwzględniając nową wartość czasu pobierania segmentów zmierzoną dla odebranego segmentu oraz wyznacza nowe wartości zmiennych pomocniczych ov i cv .*
- Krok 2: Dla nowych wartości zmiennych ov i cv , algorytm ABMA+ odczytuje wartość wymaganej pojemności bufora z obliczonej wcześniej „tabeli bufora”. Jeżeli odczytana wartość jest większa od zera, to algorytm przelicza wartości zmiennych ov i cv dla kolejnych profili o większej przepływności bitowej od aktualnego profilu aż do chwili, gdy wyznaczony zostanie profil o maksymalnej przepływności bitowej, dla którego istnieje wartość bufora w „tabeli bufora”. W przeciwnym przypadku, tj. gdy w „tabeli bufora” nie istnieje wartość pojemności bufora dla której zagwarantowane jest wymagane prawdopodobieństwo zatrzymania, algorytm przelicza wartości zmiennych ov i cv dla kolejnych profili o mniejszej przepływności od aktualnego profilu aż do chwili, gdy wyznaczony zostanie pierwszy profil, dla którego istnieje niezerowa wartość bufora.*
- Krok 3: Podobnie jak miało to miejsce w algorytmie ABMA, algorytm ABMA+ kończy działanie w momencie, w którym zostanie wyznaczony nowy profil wideo. Od tego momentu kolejne pobierane segmenty będą wykorzystywały wyznaczony profil aż do chwili, w której zostanie wyznaczony inny profil.*

Należy zwrócić uwagę, iż algorytm ABMA+ w trakcie działania aplikacji wymaga jedynie przeliczenia wartości zmiennych pomocniczych ov i cv dla różnych profili wideo oraz odczytania wartości bufora z dwuwymiarowej „tabeli bufora”. Powyższe operacje nie wymagają złożonych obliczeń i z tego powodu metoda ABMA+, w przeciwieństwie do metody ABMA, może być zastosowana na urządzeniach o ograniczonej mocy obliczeniowej.

W [14] założono, że wartości „tabeli bufora” są obliczane na podstawie opracowanego nowego modelu. Należy jednakże zwrócić uwagę, iż metoda ABMA+ może wykorzystywać „tabele bufora” wyznaczone w alternatywny sposób, np. wykorzystując inny model systemu lub nawet wykorzystując narzędzia symulacyjne. Powyższa cecha czyni metodę ABMA+ otwartą na dalsze udoskonalenia.

Wyniki eksperymentów przedstawione w pracy [14] dotyczyły oceny efektywności

metody ABMA+ w porównaniu do innych metod adaptacji w warunkach zbliżonych do rzeczywistych. W tym celu zmierzono długookresowe charakterystyki przepływności osiąganą przez zachłanne połączenie TCP w sieci Internet i dla tych danych porównano efektywność metody ABMA+ wykorzystując opracowane narzędzie symulacyjne. Ponadto, przeprowadzono eksperymenty w sieci Internet, wykorzystując prototypową implementację w odtwarzaczu VLC (Video LAN). Uzyskane wyniki pozwalają stwierdzić, iż efektywność metody ABMA+ jest zbliżona do podstawowej metody ABMA, tj. pozwala wyeliminować zatrzymania odtwarzania wideo, ograniczyć częstotliwość przełączania pomiędzy profilami oraz zapewnić stosunkowo wysoki współczynnik efektywności adaptacji. Jednocześnie, metoda ABMA+ w istotny sposób ograniczyła wymaganą moc obliczeniową. Zastosowanie udoskonalonego modelu systemu oraz rozkładu logarytmicznie normalnego w niewielkim stopniu usprawniło działanie metody adaptacji, utrzymując konserwatywny charakter działania metody ABMA+.

C5.3 Podsumowanie

W pracach [12], [13] i [14] opracowałem nową klasę algorytmów sterowania dla adaptacyjnych metod strumieniowania MPEG DASH oraz zaproponowałem dwa przykładowe algorytmy sterowania, tj. ABMA i ABMA+, które wybierają profil wideo na podstawie wyliczanej wartości prawdopodobieństwa zatrzymania odtwarzania. Prawdopodobieństwo zatrzymania jest obliczane na podstawie dwóch modeli systemu, tj. modelu przybliżonego GI/D/1/K (zastosowanego w ABMA) oraz modelu systemu ze sprzężeniem zwrotnym i procesem napływu segmentów wideo zależnym od aktualnego stanu systemu (zastosowanego w ABMA+). Opracowane metody sterowania zostały zaimplementowane jako rozszerzenie popularnego odtwarzacza VLC i przetestowane zarówno symulacyjnie, jak również w sieci eksperymentalnej. Uzyskane wyniki potwierdziły efektywność proponowanych metod w porównaniu do obecnie stosowanych algorytmów adaptacji. W szczególności, metody ABMA i ABMA+ pozwalają zachować ciągłość odtwarzania wideo, zapewniają stosunkowo niskie prawdopodobieństwo przełączania profilu wideo (na poziomie <5%) oraz gwarantują dość wysoki współczynnik efektywności adaptacji (na poziomie 85%).

Metoda ABMA została zgłoszona w 2015 roku jako wynalazek do Urzędu Patentowego RP (numer zgłoszenia P.412498), w którym obecnie trwa postępowanie patentowe. Ponadto, metoda ABMA była prezentowana na wystawie zorganizowanej w ramach konferencji KSTiT 2015 w Krakowie. Metoda ABMA+ została zgłoszona do nagrody *DASH Industry Forum* przyznawanej w ramach konferencji ACM Multimedia Systems 2016 (MMSys'16).

5 Omówienie pozostałych osiągnięć naukowo - badawczych

W rozdziale przedstawiłem pozostałe osiągnięcia naukowo-badawcze opracowane po otrzymaniu stopnia naukowego doktora. Osiągnięcia te są rezultatem badań prowadzonych w Wojskowym Instytucie Łączności (2001 - 2007) oraz Instytucie Telekomunikacji w ramach projektów europejskich COST 279 (2004-2005), 6 PR IST EuQOS (2004-2007), COST IC0703 (2008-2012) oraz projektu krajowego MNISW „Mechanizmy i algorytmy dla realizacji łącza QoS” (2008-2010).

A. System łączności dla Wojsk Lotniczych i Obrony Powietrznej

Opracowanie systemu łączności dla Wojsk Lotniczych i Obrony Powietrznej (WLOP) obejmowało pełen cykl projektowy dotyczący: analizy wymagań, opracowania koncepcji systemu, specyfikacji systemu, zbudowania i przeprowadzenia badań modelu systemu, zbudowania prototypu (nowe urządzenia oraz mobilne węzły łączności, tzw. aparatury), przeprowadzenie badań prototypu oraz badań polowych serii próbnej. W ramach projektu opracowano nową sieć wykorzystującą technikę ATM (*Asynchronous Transfer Mode*) do realizacji części szkieletowej oraz dostępowej (wykorzystującej łącza bezprzewodowe). Opracowana sieć zapewnia gwarantowaną jakość przekazu pakietów oraz możliwość priorytetyzowania połączeń zgodnie z wymaganiami systemów dowodzenia WLOP. Mój udział w opracowaniu systemu polegał przede wszystkim na współopracowaniu specyfikacji usług sieciowych, metod sterowania i zarządzania ruchem, specyfikacji nowych urządzeń komutacyjnych, budowy modelu systemu, oraz specyfikacji i przeprowadzeniu testów modelu, prototypu oraz serii próbnej systemu. W projekcie uczestniczyłem jako jeden z głównych wykonawców.

B. Metody zapewnienia jakości przekazu pakietów w sieci WLAN

Opracowanie metod zapewnienia jakości obsługi pakietów w sieci WLAN obejmowało dwa rozwiązania, tj. metodę realizacji usług sieciowych WLAN oraz metodę SPT (*Self-synchronized Packet Transfer*) wspierającej realizację połączeń o stałej szybkości bitowej w sieci WLAN. Rozwiązania te zostały uznane za istotne osiągnięcia projektów IST EuQOS i COST 279.

B.1 Usługi sieciowe WLAN

Technika IEEE 802.11 nie zapewnia gwarancji jakości obsługi pakietów. Z tego względu wprowadzenie usług sieciowych oferujących możliwość zapewnienia jakości w relacji „od końca do końca” wymaga wprowadzenia mechanizmów jakości obsługi oraz zdefiniowania algorytmów przyjmowania nowych wywołań. Opracowana m.in. przeze mnie metoda zakłada wprowadzenie w punkcie dostępowym WLAN mechanizmów szeregowania pakietów, nadzorowania warunków kontraktu ruchowego oraz kształtowania ruchu. Mechanizmy te są implementowane powyżej warstwy MAC i umożliwiają różnicowanie obsługi pakietów należących do oferowanych usług sieciowych. Ponadto, dla każdej usługi sieciowej zaproponowano algorytm przyjmowania nowych wywołań. W tym celu opracowano model analityczny systemu, który pozwala wyznaczyć maksymalną liczbę połączeń, dla której możliwe jest zagwarantowanie założonego poziomu jakości obsługi.

B.2 Metoda SPT

Celem metody SPT jest zapewnienie bezkolizyjnego przekazu pakietów w sieci WLAN w przypadku obsługi połączeń o stałej szybkości. Metoda wykorzystuje dodatkowy algorytm sterowania w stacjach, który opóźnia przesłanie pakietu do warstwy MAC o pewien czas, tak aby zapewnić bezkolizyjny przekaz. Czas opóźnienia jest wyznaczany na podstawie obserwacji poprzedniej udanej transmisji. Algorytm stara się odtworzyć identyczne warunki jakie miały miejsce dla poprzedniego poprawnie przesłanego pakietu. W efekcie, algorytmy sterowania działające autonomicznie w poszczególnych stacjach prowadzą do samo-synchronizacji sieci WLAN, która eliminuje kolizje i pozwala zapewnić stały czas obsługi pakietów.

C. System monitorowania i pomiarów dla wielodomenowej, heterogenicznej sieci IP QoS

W ramach projektu 6 PR IST EuQoS kierowałem grupą roboczą (około 15 międzynarodowych ekspertów), której celem było opracowanie systemu monitorowania i pomiarów dla heterogenicznej, wielousługowej sieci IP. Opracowany system pozwala monitorować w czasie zbliżonym do rzeczywistego najważniejsze metryki związane z jakością przekazu pakietów przekazywanych w ramach usług sieciowych, obciążeniem łączy i ruchem przenoszonym w ramach usług sieciowych, zmianami między-domenowego routingu. Ponadto, w ramach prac opracowano narzędzia umożliwiające przeprowadzenie eksperymentów dotyczących efektywności działania systemu EuQoS w europejskiej sieci testowej GEANT. Narzędzia te umożliwiają pomiar szerokiego zakresu metryk od poziomu pakietów (opóźnienie, zmienność opóźnienia, poziom strat, przepływność bitowa), przez poziom połączeń (czas zestawienia/rozłączenia połączenia, poziom blokady), aż do metryk związanych z subiektywną oceną jakości (MOS).

D. Metoda emulowania przekazu pakietów w sieci

Powszechnie wykorzystywane emulatory sieci takie jak NetEm (*Network Emulator*) umożliwiają odtworzenie poziomu strat oraz opóźnień przekazu pakietów. Jednakże, emulatory te nie umożliwiają prawidłowego odtworzenia rozkładu opóźnień oraz korelacji pomiędzy opóźnieniami kolejnych pakietów. Opracowana metoda EmPath pozwala prawidłowo odtworzyć charakterystyki opóźnienia przekazu pakietów dzięki odtworzeniu korelacji pomiędzy opóźnieniami sąsiednich pakietów. Korelacja ta jest odtwarzana przez zastosowanie warunkowych rozkładów opóźnienia, które w losowaniu wartości opóźnienia danego pakietu uwzględniają opóźnienie poprzedniego pakietu oraz czas jaki upłynął od jego wysłania. Metoda EmPath została zaimplementowana jako moduł jądra systemu Linux i jest dostępna jako nowy emulator sieci. Prace nad metodą EmPath były prowadzone w ramach projektu COST IC073.

E. Metody zapewnienia jakości przekazu w sieciach nakładkowych

Sieci nakładkowe SON (*Service Overlay Network*) należą do rozwiązań OTT, które umożliwiają wprowadzenie nowej funkcjonalności do sieci przez implementację mechanizmów

węzłów sieci w warstwie aplikacji. Opracowana m.in. przeze mnie metoda realizacji łącza wirtualnego dla sieci SON umożliwia utworzenie łącza pomiędzy węzłami sieci SON charakteryzującego się stałą przepływnością i stałym opóźnieniem przekazu pakietów. Łącze wirtualne wykorzystuje przekaz pakietów przez sieć podkładową. Opracowana metoda realizacji łącza wirtualnego wykorzystuje mechanizm retransmisji straconych pakietów oraz mechanizm bufora odtwarzającego dla zapewnienia stałego opóźnienia. Wymiarowanie łącza wirtualnego jest realizowane w oparciu o zaproponowany model analityczny systemu. Prace były realizowane w ramach projektu krajowego MNISW „Mechanizmy i algorytmy dla realizacji łącza QoS” (2008-2010).

Andrzej Bysben