

## Rozdział 8

# Hybrydowe protokoły dostępu do łącza dla sieci ad-hoc wykorzystujące mechanizmy rezerwacji i rywalizacji

Bartłomiej ZIELIŃSKI  
Politechnika Śląska, Instytut Informatyki  
Bartlomiej.Zielinski@polsl.pl

### Streszczenie

*Opisano hybrydowe – tj. wykorzystujące zarówno mechanizmy rezerwacji, jak i rywalizacji – protokoły dostępu do łącza dla bezprzewodowych sieci ad-hoc. Dokonano przeglądu i porównania właściwości wybranych hybrydowych protokołów dostępu do łącza dla takich sieci.*

### 1. Wprowadzenie

Hybrydowe protokoły dostępu do łącza dla sieci ad-hoc wykorzystują zarówno mechanizmy typowe dla protokołów rezerwacyjnych jak i rywalizacyjnych [1].

Rezerwacyjne protokoły dostępu do łącza z reguły wykorzystują mechanizmy typowe dla protokołów rywalizacyjnych w celu zgłoszenia zapotrzebowania na czas łącza. We współczesnych rozwiązaniach okres rywalizacji dotyczy jedynie małego odcinka czasowego, służącego zgłaszaniu żądań poszczególnych stacji. Widać to np. w niektórych propozycjach dla bezprzewodowych sieci ATM [2, 3].

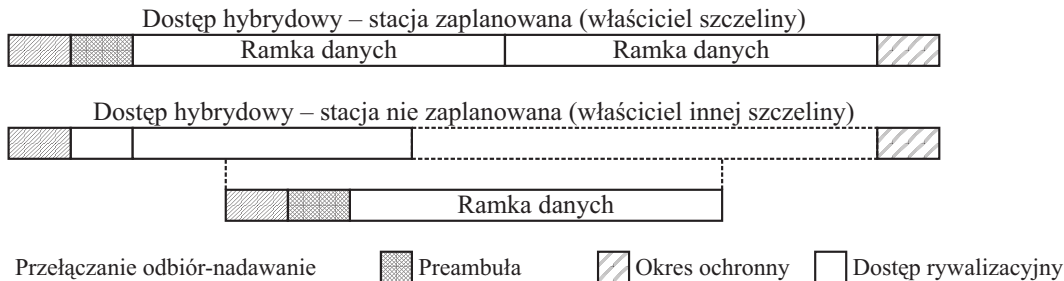
Mechanizmy rywalizacyjne można jednak z powodzeniem stosować także i wówczas, gdy sztywna reguła przydziału czasu łącza, np. TDMA, nie zapewnia odpowiedniej elastyczności. Ponieważ w sieciach ad-hoc można zaobserwować częste zmiany konfiguracji, a także brak bezpośredniej łączności między pewnymi stacjami [4], techniki typowe dla protokołów rywalizacyjnych mogą wspomóc regułę przydziału w pewnym zakresie. Pozwoli to na lepsze przestrzenne wykorzystanie czasu łącza (ang. *spatial reuse*) przy zachowaniu relatywnej prostoty protokołu. Ma to dość istotne znaczenie, gdyż w sieciach ad-hoc protokół musi być realizowany w sposób rozproszony [1], co przy dużej jego złożoności wymaga odpowiedniej mocy obliczeniowej, pomniejszając możliwość wykorzystania jej przez aplikacje.

## 2. Protokoły hybrydowe

W protokołach hybrydowych łączy się zasadę sztywnego przydziału TDMA z różnymi wariantami metod typowych dla protokołów rywalizacyjnych, stosowanych w bezprzewodowych sieciach ad-hoc. Metody, które w protokołach rywalizacyjnych służą podniesieniu wydajności sieci przez zmniejszenie liczby kolizji – takie jak wykrywanie nośnej lub wymiana ramek sterujących przed przesłaniem danych [4] – w hybrydowych także pozwalają zwiększyć stopień wykorzystania łącza przez wykrycie odcinków czasu, które są wprawdzie zarezerwowane przez niektóre stacje, ale w danej chwili nie są wykorzystywane do transmisji. Odcinki te mogą być wówczas tymczasowo przydzielone innym stacjom również na zasadzie rywalizacji. Powoduje to zmniejszenie opóźnień przy dostępie do łącza i wzrost wydajności sieci przy relatywnie niskich jej obciążeniach; jednocześnie protokół zachowuje stabilność i gwarantowany, przewidywalny czas dostępu przy obciążeniach wyższych.

### 2.1. Protokół TDMA/CSMA

Protokół TDMA/CDMA, zaproponowany w systemie PRDS (ang. *Packet Radio Demonstrator System*) [5] jest najprostszym rozwiązaniem, zapewniającym mały czas opóźnień przy małym obciążeniu sieci dzięki rywalizacji, zaś przy wysokim obciążeniu – stabilność protokołu i gwarantowany czas dostępu. Czas łącza podzielony jest na szczeliny. W każdej z nich, po przełączeniu na nadawanie (5 ms) i wysłaniu preambuły (4 ms) przesyłane są dwie ramki danych ( $2 \times 64$  ms), po których występuje okres ochronny dla uniknięcia błędów synchronizacji stacji. Jeśli jednak preambuła nie zostanie nadana, stacje nie będące właścicielami tej szczeliny mogą próbować dostępu rywalizacyjnego. W tym celu, w ciągu 55 ms od zakończenia preambuły, stacje prowadzą nasłuch łącza, a następnie mogą uzyskać dostęp zgodnie z wybranym wariantem protokołu CSMA (np. nietrwałym). Działanie protokołu zilustrowane jest na rys. 1.



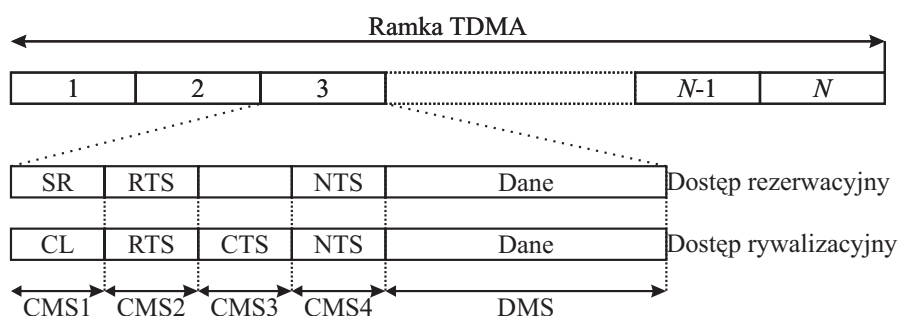
Rys. 1. Zasada działania hybrydowego protokołu TDMA/CSMA [5]

Aczkolwiek pomysł połączenia dwóch tak odmiennych zasad jak TDMA i CSMA nie wydaje się chybiony, jego realizacja w systemie PRDS ma pewne niedoskonałości, np. przy dostępie rywalizacyjnym stacja może przesłać tylko pojedynczą ramkę danych. Natomiast w typowej sieci ad-hoc mogą dodatkowo wystąpić zjawiska stacji ukrytej i odkrytej, zmniejszające wydajność wykorzystania szczelin nie zajętych przez ich właścicieli. Wpływ na to mają nie tylko kolizje wynikające z braku bezpośredniej słyszalności między pewnymi stacjami, lecz także niepotrzebne wstrzymywanie transmisji, gdy odbiorcy mogą otrzymać informację bez zakłóceń.

## 2.2. Protokół CATA

Połączone mechanizmy rezerwacyjne i rywalizacyjne występują także w protokole CATA (ang. *Collision Avoidance Time Allocation*) [6], w którym przesył danych poprzedzony jest czteroetapowym procesem rezerwacji, umożliwiającym transmisję dwu- lub wielopunktową, a także rozgłoszeniową. W przeciwieństwie do innych tego typu rozwiązań, długość ramki nie jest ściśle uzależniona od liczby stacji, a zatem nie jest tu wykorzystany protokół TDMA w pełnej formie.

Organizacja czasowa protokołu pokazana jest na rys. 2, na którym uwidoczniono sposób wymiany ramek sterujących, pozwalający na określenie, czy dana szczelina jest zarezerwowana. Każda szczelina podzielona jest na cztery miniszczeliny sterujące (CMS, ang. *Control MiniSlot*) oraz znacznie większą od nich miniszczelinę danych (DMS, ang. *Data MiniSlot*).



Rys. 2. Organizacja czasowa protokołu CATA [6]

Faza CMS1 służy ustaleniu, czy dana szczelina jest zarezerwowana. Każda stacja, która w poprzedniej ramce bezbłędnie odbierała dane w szczelinie  $i$ , uznaje tę szczelinę za zarezerwowaną także w następnych ramkach. Aby to zasygnalizować sąsiadnym stacjom, w fazie CMS1 wysyła ramkę SR (ang. *Slot Reservation*). Pozostałe stacje są wówczas w stanie nasłuchu (CL, ang. *Contender Listens*). Dodatkowo, stacja zamierzająca wysłać dane w trybie rezerwacyjnym powinna przesłać ramkę RTS (ang. *Request To Send*) w fazie CMS2 oraz NTS (ang. *Not To Send*) w fazie CMS4. Pozwala to na uniknięcie ewentualnych kolizji z ramkami RTS wysłanymi przez stacje ukryte, czyli znajdujące się w zasięgu adresata, lecz poza zasięgiem nadawcy.

Jeżeli dana szczelina nie jest zarezerwowana, stacje mogą próbować dostępu w trybie rywalizacyjnym, wysyłając ramki RTS w fazie CMS2. Jeżeli jest to zapowiedź transmisji dwupunktowej (ang. *unicast*), nadawca oczekuje w fazie CMS3 odpowiedzi CTS (ang. *Clear To Send*) od adresata. Jeśli natomiast RTS zapowiada transmisję wielopunktową (ang. *multicast*) lub rozgłoszeniową (ang. *broadcast*), odbiorcy wysyłają tylko ramkę NTS w fazie CMS4, a i to jedynie wówczas, gdy zostanie wykryta kolizja. Tak więc, brak ramki NTS w fazie CMS4 zezwala stacji na przeprowadzenie transmisji wielopunktowej lub rozgłoszeniowej.

Pewną wadą protokołu jest brak możliwości zapewnienia gwarantowanego czasu dostępu do łącza, co wynika z zastosowania niepełnej formy TDMA. Mimo mechanizmów rezerwacji, protokół ten nie zawsze będzie w stanie wspierać aplikacje uzależnione czasowo,

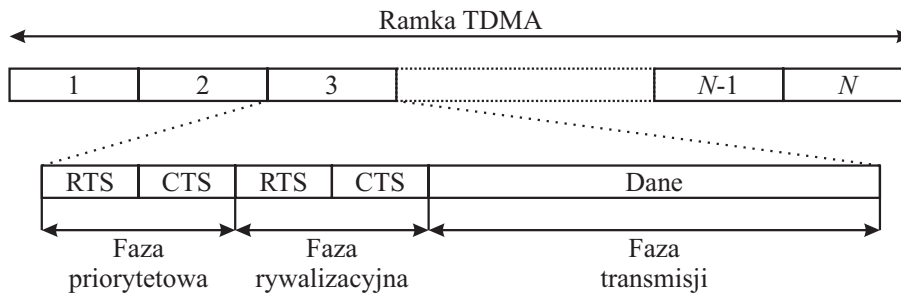
szczególnie przy dużych obciążeniach łącza, kiedy to zwiększona liczba kolizji może uniemożliwić niektórym stacjom dostęp do łącza przez kilka kolejnych ramek TDMA.

### 2.3. Protokół ADAPT

Protokół ADAPT (ang. *A Dynamically Adaptive Protocol for Transmission*) [7] rozwiązuje problem ukrytych stacji, występujący w protokole TDMA/CSMA przez zastąpienie wykrywania nośnej wymianą ramek sterujących.

Każdej stacji przypisana jest jedna szczelina ramki TDMA, podzielona na fazę priorytetową (ang. *priority interval*), rywalizacyjną (ang. *contention interval*) oraz transmisyjną (ang. *transmission interval*). Mimo tego przypisania, przed rozpoczęciem transmisji stacja powinna jednak przeprowadzić w fazie priorytetowej negocjację RTS-CTS [4], aby poinformować stacje sąsiednie (szczególnie znajdujące się w otoczeniu odbiornika) o zamiarze użycia przypisanej szczeliny. Brak takiej negocjacji świadczy o tym, że szczelina jest wolna; pozostałe stacje mogą wówczas, w kolejnej fazie, próbować dostępu rywalizacyjnego przy użyciu kolejnej negocjacji RTS-CTS. Jeśli przebiegła ona pomyślnie, stacja wygrywająca rywalizację uzyskuje prawo transmisji.

Należy przy tym zauważyć, iż ta sama szczelina może być wielokrotnie wykorzystana w oddalonych od siebie fragmentach sieci – przez właściciela w oparciu o przydział sztywny i przez dowolną liczbę stacji wskutek rywalizacji. Ponadto, konieczność odpowiedzi ramką CTS przez adresata informacji pochodzącej od właściciela szczeliny powoduje, że jeśli jest on (chwilowo) niedostępny, to – mimo zamiaru przeprowadzenia transmisji – nie dochodzi do prawidłowej negocjacji RTS-CTS w fazie priorytetowej, a zatem szczelina dostępna dla innych stacji znajdujących się w pobliżu. Struktura czasowa protokołu pokazana jest na rys. 2.



Rys. 3. Organizacja czasowa protokołu ADAPT [7]

Pewną wadą protokołu jest niemożność prowadzenia transmisji wielopunktowej lub rozgłoszeniowej przez stację nie będącą właścicielem szczeliny. Wynika to z konieczności wysłania odpowiedzi CTS przez tylko jedną stację, będącą adresatem informacji.

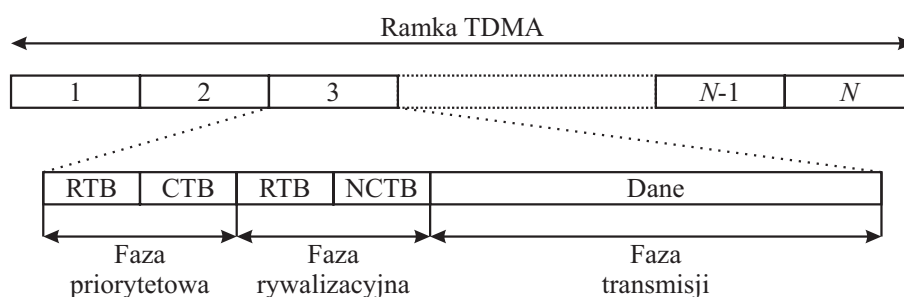
### 2.4. Protokół ABROAD

Protokół ABROAD (ang. *Adaptive Broadcast Protocol*) [8] jest rozwinięciem protokołu ADAPT w celu uzyskania możliwości transmisji rozgłoszeniowej (ang. *broadcast*) i wielopunktowej (ang. *multicast*). Struktura czasowa pozostaje nie zmieniona, inne są tylko

typy ramek sterujących, szczególnie w fazie rywalizacyjnej, w której zmienia się także sposób sygnalizowania kolizji.

Stacja, mająca dane do rozgłoszenia, poprzedza je ramką RTB (ang. *Request To Broadcast*). Wszystkie stacje znajdujące się w jej zasięgu odpowiadają ramką CTB (ang. *Clear To Broadcast*), lecz tylko w celu powiadomienia swoich sąsiadów o transmisji. Kolizja wielu ramek CTB u właściciela szczeliny nie sygnalizuje zatem kolizji. Brak sekwencji RTB-CTB w fazie priorytetowej pozwala innym stacjom na dostęp rywalizacyjny. Stacja próbująca takiego dostępu wysyła ramkę RTB w kolejnej fazie. Jeśli któraś z jej sąsiadów wykryje kolizję ramek RTB, zgłasza to ramką NCTB (ang. *Not Clear To Broadcast*). Brak takiej ramki oznacza zatem możliwość przeprowadzenia udanej transmisji rozgłoszeniowej. Wprowadzenie tej odmiany negocjacji może w niektórych przypadkach działać nieprawidłowo, jednak częstość występowania takich sytuacji jest względnie mała [8].

Organizacja czasowa protokołu ABROAD została pokazana na rys. 3.



Rys. 4. Organizacja czasowa w protokole ABROAD [8]

## 2.5. Protokół AGENT

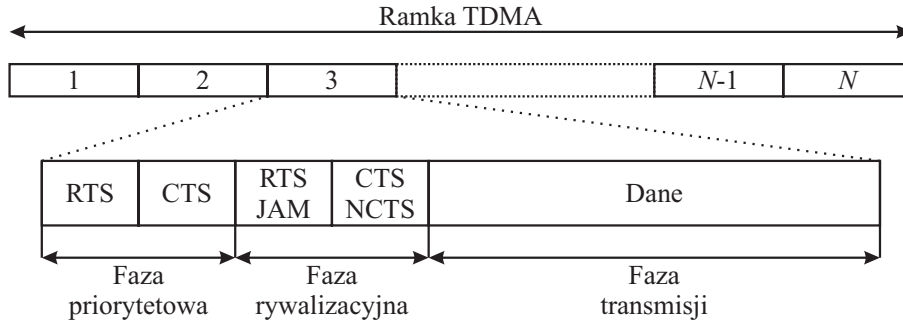
Protokół AGENT (ang. *Adaptive Generalised Transmission Protocol*) [9], przy zachowaniu podobieństwa do protokołów ADAPT i ABROAD, łączy w sobie wsparcie zarówno dla transmisji dwupunktowych, jak i rozgłoszeniowych. Powoduje to konieczność użycia nowych typów ramek sterujących w początku szczeliny TDMA, tj. w fazie priorytetowej i rywalizacyjnej.

Stacja, mająca dane do wysłania, poprzedza je ramką RTS. Ramka taka występuje zarówno na początku fazy priorytetowej, jak i rywalizacyjnej. W fazie priorytetowej adresat powinien odpowiedzieć ramką CTS, lecz tylko po to, by poinformować stacje sąsiednie o przygotowaniach do transmisji. Tak więc możliwa jest kolizja wielu ramek CTS, np. w przypadku transmisji rozgłoszeniowej.

Z kolei w fazie rywalizacyjnej dopuszcza się odpowiedź CTS tylko od adresata. Jeśli wykryje on kolizję wielu ramek RTS, odpowiada ramką NCTS. Negocjację w fazie rywalizacyjnej uważa się za udaną, gdy nadawca otrzyma odpowiedź CTS od adresata (w przypadku transmisji dwupunktowej), lub gdy nie otrzyma odpowiedzi NCTS (w przypadku transmisji rozgłoszeniowej). Ramka JAM służy dodatkowej eliminacji ewentualnych kolizji, które mogą wynikać z niejednoznaczności powstających przy transmisjach rozgłoszeniowych, a których można uniknąć przez wysłanie ramki NCTS. Aby było to możliwe, nadawca musi wysłać ramkę JAM w fazie rywalizacji po-

mimo, iż negocjacja w fazie priorytetowej przebiegła pomyślnie. Mechanizm wymiany ramek sterujących jest więc zbliżony do zastosowanego w protokole CATA, jednak dzięki temu, iż protokół oparty jest w pełni na TDMA, można określić maksymalny czas opóźnienia przy dostępie do łącza.

Organizacja czasowa protokołu AGENT pokazana jest na rys. 4.



Rys. 5. Organizacja czasowa protokołu AGENT [9]

### 3. Podsumowanie

W opisanych protokołach hybrydowych mechanizmy rywalizacyjne odgrywają dość istotną rolę. Pozwalają one bowiem uzyskać informację o braku transmisji (wykrywanie nośnej) lub o braku zamiaru transmisji (wymiana ramek sterujących). Dzięki temu stacje mogą wykorzystać nie przydzielone im sztywno szczeliny. Jednocześnie wydaje się, że uzyskane rozwiązania są znacznie prostsze niż typowe rozproszone protokoły rezerwacyjne (szczególnie np. FPRP [10]), a więc nie wymagają tak dużej mocy obliczeniowej.

Nie do końca rozwiązany wydaje się problem synchronizacji pracy stacji. Jest to zagadnienie niezmiernie istotne, gdyż we wszystkich opisanych rozwiązaniach czas podzielony jest na szczeliny, a przy tym brak jest infrastruktury nadzorującej pracę sieci. Problem ten będzie szczególnie widoczny przy małych obciążeniach sieci, gdyż wówczas mała częstota przesyłania informacji może utrudnić nie tylko synchronizację, lecz także przyłączanie się nowych stacji do sieci. Stacje te powinny wiedzieć o istnieniu pozostałych stacji, jednak w tym celu muszą one okresowo wysyłać jakieś dodatkowe informacje, i to nawet wówczas, gdy nie uczestniczą w wymianie danych.

Pewnym rozwiązaniem zagadnienia synchronizacji jest użycie w tym celu systemu GPS (ang. *Global Positioning System*), co było już kilkakrotnie sugerowane [5, 10]. Zapewnia to wystarczającą dokładność, jednak wymaga dodatkowych układów odbiorczych, co podnosi koszt stacji. Zwiększa się także zapotrzebowanie stacji na energię, co może stanowić problem w przypadku urządzeń ruchomych zasilanych bateryjnie. Pewną zaletą takiego rozwiązania jest jednak możliwość użycia danych GPS w celu nie tylko synchronizacji, lecz także lokalizacji stacji. Dane te można wykorzystać do optymalizacji parametrów protokołu dostępu do łącza (np. w celu ustalenia wzajemnego położenia stacji, a co za tym idzie, możliwości wzajemnego zakłócania się), a także w warstwie sieciowej, np. do wyznaczenia trasy przesyłu danych między stacjami nie posiadającymi bezpośredniej łączności.

## LITERATURA

1. Myers A. D., Basagni S.: *Wireless Media Access Control*. W: Stojmenović I. (red.): *Handbook of Wireless Networks and Mobile Computing*. Wiley, New York 2002.
2. Zieliński B.: *Bezprzewodowe sieci ATM – protokoły dostępu do łącza z podziałem częstotliwości (FDD)*. W: Kwiecień A, Grzywak A. (red.): *Współczesne problemy sieci komputerowych. Zastosowanie i bezpieczeństwo*. WNT, 2004, s. 153-160.
3. Zieliński B.: *Bezprzewodowe sieci ATM – protokoły dostępu do łącza z podziałem czasu (TDD)*. W: Kwiecień A, Grzywak A. (red.): *Współczesne problemy sieci komputerowych. Zastosowanie i bezpieczeństwo*. WNT, 2004, s. 161-168.
4. Zieliński B.: *Metody unikania i wykrywania kolizji dla sieci ad-hoc*. W: Kwiecień A, Grzywak A. (red.): *Współczesne problemy sieci komputerowych. Zastosowanie i bezpieczeństwo*. WNT, 2004, s. 169-176.
5. Sharp B. A., Grindrod E. A., Camm D. A.: *Hybrid TDMA/CSMA Protocol for Self Managing Packet Radio Networks*. *Proceedings of IEEE International Conference on Universal Personal Communication ICUPC'95*, pp. 929-933.
6. Tang Z., Garcia-Luna-Aceves J. J.: *A protocol for topology-dependent transmission scheduling in wireless networks*. *Proceedings of IEEE Wireless Communications and Networking Conference WCNC 1999, Vol. 3, Sept. 1999*, pp. 1333-1337.
7. Chlamtac I., Faragó A., Myers A. D., Syrotiuk V., Záruba G.: *ADAPT: A Dynamically Self-Adjusting Media Access Control Protocol for Ad Hoc Networks*. *Proceedings of IEEE Global Telecommunications Conference Globecom'99, No. 1, Dec. 1999*, pp. 11-15.
8. Chlamtac I., Myers A. D., Syrotiuk V., Záruba G.: *An Adaptive Medium Access Control (MAC) Protocol for Reliable Broadcast in Wireless Networks*. *Proceedings of IEEE International Conference on Communications ICC'2000, No. 1, June 2000* pp. 1692-1696.
9. Myers A. D., Záruba G. V., Syrotiuk V. R.: *An Adaptive Generalized Transmission Protocol for Ad Hoc Networks*. *Mobile Networks and Applications, Vol. 7, No. 6, Dec. 2002*, pp. 493-502.
10. Zhu C., Corson M. S.: *A Five-Phase Reservation Protocol (FPRP) for Mobile Ad Hoc Networks*. *Wireless Networks, Vol. 7, No. 4, Jul. 2001*, pp. 371-384.