

Rozdział 6

Klasyczne rezerwacyjne protokoły dostępu do łącza dla sieci bezprzewodowych

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

Streszczenie

Opisano klasyczne protokoły dostępu do łącza dla sieci bezprzewodowych (scentralizowanych oraz ad-hoc), wykorzystujące zarówno mechanizmy rezerwacji, jak i – w mniejszym stopniu – rywalizacji. Dokonano przeglądu i porównania właściwości wybranych rezerwacyjnych protokołów dostępu do łącza dla takich sieci.

1. Wprowadzenie

Pierwsze protokoły dostępu do łącza dla sieci bezprzewodowych należały do grupy rywalizacyjnych (były to zresztą pierwsze protokoły tego typu). Przykładem takiego rozwiązania jest protokół Aloha oraz jego szczelinowa wersja s-Aloha. Są one niezwykle proste, co w wielu zastosowaniach stanowi ich zaletę, a przy małym obciążeniu sieci zapewniają względnie krótki czas dostępu do łącza. Przy większych obciążeniach zachowują się one jednak niestabilnie oraz nie gwarantują uzyskania dostępu w czasie możliwym do przewidzenia, co w wielu przypadkach uniemożliwia ich stosowanie. Niedogodność ta jest zresztą cechą wszystkich protokołów rywalizacyjnych, nawet najbardziej skomplikowanych.

Wiele grup protokołów może zapewnić gwarantowany czas dostępu do łącza. Należą do nich przede wszystkim protokoły przydziału sztywnego (np. TDMA), a także oparte na przekazywaniu żetonu czy wreszcie rezerwacyjne. Należy przy tym zauważyć, iż ostatnia z wymienionych grup wykorzystuje pewne cechy rywalizacji, jednak wyłącznie podczas zgłaszania żądań przydziału czasu łącza. We współczesnych rozwiązaniach okres rywalizacji dotyczy jedynie małego odcinka czasowego, służącego zgłoszeniu żądań poszczególnych stacji. Widać to np. w niektórych propozycjach dla bezprzewodowych sieci ATM [1, 2]. Można jednak zastosować znacznie prostszy protokół, w którym uwieczniona sukcesem rywalizacyjna próba przesłania ramki skutkuje dodatkową rezerwacją szczeliny. Przy niskich obciążeniach łącza mechanizm ten można uznać za wystar-

czający. Warto także zauważyć, iż wiele z przedstawionych rozwiązań można w interesujący sposób rozwinąć, uzyskując protokoły znacznie bardziej skomplikowane, ale także bardziej wydajne.

2. Przegląd protokołów rezerwacyjnych

Wśród rezerwacyjnych protokołów dostępu do łącza wykorzystujących mechanizmy rywalizacji można znaleźć wyłącznie takie, które dokonują dynamicznego przydziału czasu łącza. Uwzględniają one zatem chwilowe zapotrzebowanie poszczególnych stacji na czas łącza. Kontrastuje to z protokołami sztywnego przydziału łącza, jak np. TDMA.

2.1. Protokoły R-Aloha i PRMA

Protokół R-Aloha (ang. *Reservation Aloha*) [3] jest pochodną szczelinowego protokołu Aloha (s-Aloha, ang. *Slotted Aloha*). Można uznać to rozwiązanie za formę pośrednią między protokołami s-Aloha i TDMA. Protokoły te były wprawdzie tworzone z myślą o transmisji satelitarnej, jednak, ze względu na prostotę, w pewnym zakresie mogą być stosowane także w sieciach ad-hoc, pozbawionych stacji sterującej. Podobnie jak w drugim z wymienionych, występuje tu ramka składająca się z pewnej liczby szczelin, ale przypisanie ich poszczególnym stacjom nie jest stałe. Istnieje kilka możliwych sposobów przydzielania szczelin.

2.1.1. TDMA/s-Aloha

Pierwszą metodę [6] można określić jako połączenie TDMA i s-Aloha. Początkowo każda stacja ma przydzieloną pojedynczą szczelinę. Jeśli jednak w pewnej ramce nie stacja wykorzysta szczeliny dla transmisji, w następnej ramce wszystkie stacje mogą rywalizować o przydział tej szczeliny. Rywalizacja ta przebiega zgodnie z protokołem s-Aloha. Gdy poprzedni „właściciel” zamierza ponownie rozpocząć transmisję, zajmuje tę samą szczelinę niezależnie od jej zajętości. Może to oczywiście spowodować kolizję, co jest sygnałem dla stacji nie będących właścicielami szczeliny, że powinny zaprzestać jej używania. Właściciel może rozpocząć nadawanie w czasie nie przekraczającym czasu trwania dwóch ramek. Wada tej metody polega na tym, że kolizja może oznaczać – ale nie zawsze oznacza – próbę odzyskania szczeliny przez „właściciela”, zatem stacje ubiegające się o dynamiczny przydział szczeliny muszą odczekać dodatkowo przez czas nadania jednej ramki, zanim mogą podjąć kolejną próbę nadawania. Również chwilowe zwolnienie szczeliny przez „właściciela” powoduje zmarnowanie jej w jednej ramce. Tę wadę można jednak wyeliminować przez modyfikację informacji sterującej w przesyłanych ramkach.

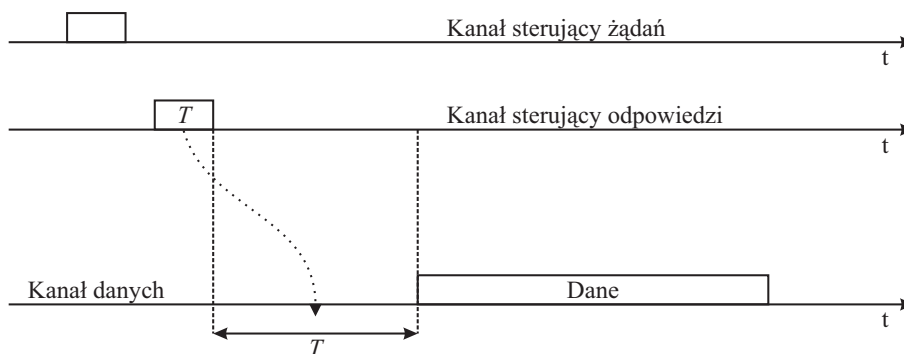
2.1.2. S-Aloha z rezerwacją

Protokół TDMA/s-Aloha można dość łatwo zmodyfikować przez usunięcie elementów przydziału statycznego [7]. Umożliwia to – w przeciwieństwie do metody poprzedniej – stosowanie protokołu w sieciach, w których liczba stacji nie jest znana lub podlega dużym wahaniom. Rywalizacja odbywa się podobnie jak w protokole s-Aloha. Gdy pewnej stacji uda się bezkolizyjnie przesłać dane w i -tej szczelinie, w następnych ramkach także

2.2.1. SRMA-RAM

W odmianie RAM (ang. *request – answer to request – message*) protokołu SRMA informacje sterujące, tj. żądania (ang. *request*) i odpowiedzi (ang. *answer to request*), przesyłane są w osobnych kanałach. W kanale żądań obowiązuje rywalizacyjny protokół dostępu, np. Aloha lub CSMA.

Jeżeli stacja ma dane do przesłania, wysyła żądanie do stacji sterującej. O ile żądanie dotarło bezbłędnie do stacji sterującej, wyznacza ona czas, w którym stacja zgłaszająca żądanie może rozpocząć transmisję. Informacja ta jest przekazywana ze stacji sterującej w kanale odpowiedzi. Po otrzymaniu ramki określającej czas nadawania stacja rozpoczyna odliczanie czasu, po czym może rozpocząć transmisję w kanale danych. Chwila rozpoczęcia transmisji jest zatem wyznaczana względem momentu otrzymania ramki odpowiedzi przez stację zgłaszającą żądanie. Alternatywnie, czas transmisji może być podany w postaci bezwzględnej, o ile stacje są prawidłowo zsynchronizowane. Zasadę działania protokołu SRMA-RAM zilustrowano na rys. 2.



Rys. 2. Zasada działania protokołu SRMA-RAM

2.2.2. SRMA-RM

W odmianie RM (ang. *request – message*) kanał sterujący nie jest dzielony na podkanały, tym niemniej obowiązuje w nim także rywalizacyjny protokół dostępu.

Jeżeli stacja ma dane do przesłania, wysyła żądanie do stacji sterującej. Jeśli dotarło ono bezbłędnie, jest dołączane do kolejki żądań. Kolejka ta może być obsługiwana według dowolnego algorytmu. Gdy kanał komunikatów może zostać udostępniony, stacja sterująca przesyła tym kanałem zezwolenie na nadawanie. Jeżeli stacja zgłaszająca żądanie nie doczeka się odpowiedzi w określonym czasie, ponawia przesłanie żądania do stacji sterującej. Zasada działania protokołu SRMA-RM zilustrowano na rys. 3.

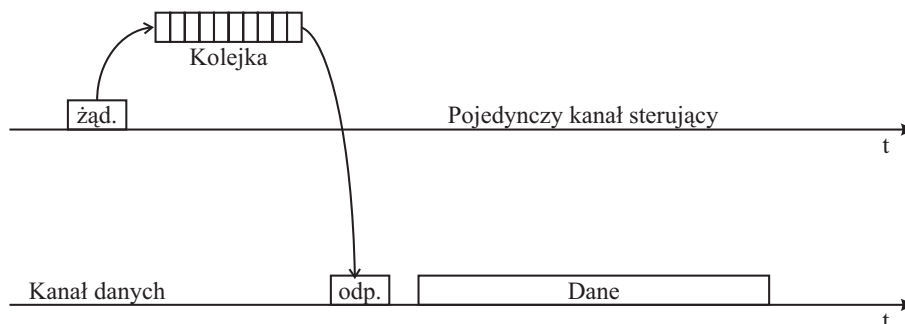
2.2.3. Możliwości modyfikacji protokołu SRMA

Protokół SRMA (w dowolnym z przedstawionych wariantów) można łatwo poddać modyfikacji w celu zapewnienia wyższej wydajności oraz uzyskania wsparcia dla odmiennych wymagań różnego typu aplikacji.

Stacja zgłaszająca zapotrzebowanie na przydział czasu łącza, przesyłając swoją ramkę żądania, może w niej umieścić informację o przewidywanym czasie transmisji. Ułatwia to

stacji sterującej racjonalną gospodarkę czasem łącza, gdyż każda ze stacji otrzymuje wówczas tylko tyle czasu, ile naprawdę jest w stanie wykorzystać. W przypadku, gdy łącze jest wykorzystane przez różnego typu aplikacje, ramka żądania może zawierać informacje nie tylko o czasie transmisji, lecz także o priorytecie zgłoszenia i maksymalnym czasie oczekiwania na przydział łącza. Wówczas stacja sterująca ma możliwość uwzględnienia tych danych w procesie przydziału łącza.

Warto zaznaczyć, że opisane modyfikacje są używane w niektórych protokołach dostępu do łącza dla bezprzewodowych sieci ATM. Można zatem – mimo że na ogół się o tym nie mówi – uznać protokół SRMA za protoplastę tej grupy rozwiązań.



Rys. 3. Zasada działania protokołu SRMA-RM

2.3. Protokoły MSAP i BRAM

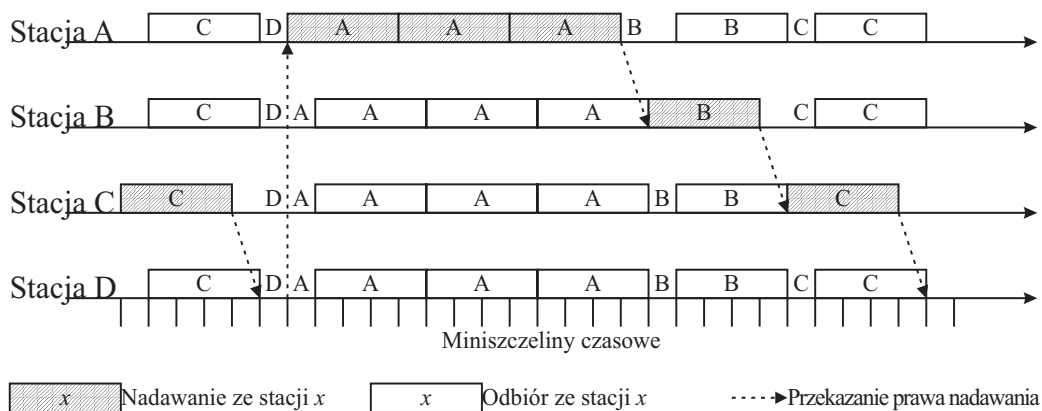
Protokoły MSAP (ang. *MiniSlotted Alternating Priorities*) [13] i BRAM (ang. *Broadcast Recognising Access Method*) [14] należą do grupy protokołów z dynamiczną rezerwacją, wykorzystują one jednak mechanizmy wykrywania nośnej, a więc typowe dla protokołów rywalizacyjnych. Wymagają one bezpośredniej łączności między wszystkimi stacjami – w przeciwnym przypadku mogą działać nieprawidłowo.

W protokole MSAP czas podzielony jest na miniszczeliny (ang. *minislot*) o długości równej maksymalnemu czasowi propagacji w sieci. Dostęp do łącza oparty jest na zasadzie kolejno zmiennych priorytetów. Oznacza to, że stacja i , która uzyskała dostęp do łącza, może nadać całą informację, jaką ma do wysłania. Następnie pozostałe stacje wykrywają koniec tej transmisji przy pomocy mechanizmu wykrywania nośnej. W tym momencie nadawanie może rozpocząć stacja $(i \bmod N) + 1$, o ile tylko ma ona dane do wysłania. W przeciwnym przypadku transmisję rozpoczyna kolejna stacja. Opisany mechanizm można uznać za pewną formę przekazywania uprawnień, przy czym proces ten jest nieco inny niż w protokołach z przekazywaniem żetonu (ang. *token passing*).

Ideę działania protokołu przedstawiono na rys. 4.

W protokole MSAP przyjmuje się, że kolejne stacje nie są jawnie wywoływane, ponieważ nie występuje tu ani centralna stacja sterująca, ani jawne przekazywanie żetonu. Każda stacja musi więc liczyć miniszczeliny po każdej transmisji, tak więc protokół jest czuły na błędy wykrywania nośnej. Konieczne jest także zapewnienie odpowiednio wydajnego i bezbłędnego mechanizmu synchronizacji pracy stacji.

Protokół BRAM jest w pewnym sensie uogólnieniem protokołu MSAP – wersja priorytetowa (ang. *prioritised BRAM*) jest tożsama z MSAP, czyli umożliwia każdej stacji wysłanie całej informacji w jednym cyklu dostępu do łącza. Przeciwnieństwem jej jest wersja sprawiedliwa (ang. *fair BRAM*), w której każda stacja może wysłać co najwyżej jedną ramkę danych w jednym cyklu dostępu.



Rys. 4. Idea działania protokołów MSAP i BRAM

Dla niskich obciążeń sieci, zawierającej dużo stacji, protokół BRAM ma niedużą efektywność, ponieważ liczba miniszczelin, poprzedzających „znalezienie” stacji gotowej do transmisji, jest równa liczbie stacji. Tym niemniej efektywność ta jest znacznie wyższa niż w klasycznej metodzie przydziału statycznego, a to dzięki możliwości wykrycia i częściowego odzyskania nie wykorzystanych pierwotnie odcinków czasu.

W przypadku szczególnie niskich obciążeń korzystne może być podzielenie sieci na grupy stacji. Poszczególne miniszczeliny odpowiadają wówczas grupom, a nie pojedynczym stacjom. W każdej grupie obowiązuje rywalizacja przy dostępie do łącza. Ponieważ liczba grup jest parametrem sieci, protokół ten nosi nazwę parametryzowanego BRAM (ang. *parametric BRAM*); również i tu wyróżnia się wersję priorytetową i sprawiedliwą.

2.4. Protokół SupBRAM

Protokoły MSAP i BRAM wymagają bezpośredniej łączności między wszystkimi stacjami w sieci. Istnieje natomiast wariant SupBRAM (ang. *Supervisory node BRAM*) [15], w którym dopuszcza się brak bezpośredniej łączności między stacjami. Protokół ten nadaje się zatem do stosowania w typowej sieci ad-hoc. Możliwość ta została osiągnięta przez wprowadzenie ramek sterujących, które są przesyłane od stacji do stacji i informują o zamiarze transmisji przez określoną stację.

Szczelina czasowa jest podzielona na fazę planowania (ang. *scheduling period*) i transmisji (ang. *transmission period*). W fazie planowania stacje, mające dane do przesłania, rywalizują o uzyskanie prawa nadawania w fazie transmisji przez wysłanie ramek sterujących CP (ang. *control packet*). Ramki te są następnie przekazywane dalej przez stacje sąsiednie, tak więc nawet stacje znajdujące się poza zasięgiem nadajnika otrzymują informacje o jego zamiarach. Ze względu na obecność stacji ukrytych możliwe jest pojawienie się wielu ramek CP. Z tego powodu faza transmisji rozpoczyna się z opóźnieniem

wystarczającym, aby ramka CP została przekazana do wszystkich stacji w sieci. Pod koniec fazy planowania każda stacja wie, czy ma wyłączne prawo nadawania. Jeśli tak, może rozpocząć transmisję.

W protokole przewidziano interesujący sposób przekazywania ramek CP. Każda stacja przekazuje tylko te ramki, które arbitralnie uznaje za istotne. Decyzja podejmowana jest na podstawie czasu otrzymania ramki. Rywalizację o prawo nadawania wygrywa ta stacja, która wysłała ramkę CP najwcześniej.

3. Podsumowanie

Opisane protokoły zostały zaprojektowane głównie z myślą o stosowaniu w sieciach scentralizowanych (tj. zawierających wyróżnioną, centralną stację sterującą). Jedynie MSAP i BRAM nie wymagają istnienia takiej stacji, ale w typowej sieci ad-hoc mogą pracować nieprawidłowo, gdyż są podatne na błędy wykrywania nośnej, a te z kolei są nieodłączną cechą tego typu sieci. Natomiast wydaje się, że protokoły rodziny s-Aloha, mimo iż stworzone dla sieci scentralizowanych, mogą być z powodzeniem stosowane także w sieciach o architekturze rozproszonej, nie wyłączając sieci ad-hoc. Wymaga to jedynie zapewnienia odpowiedniej synchronizacji pracy stacji.

Warto zauważyć, że wiele z przedstawionych rozwiązań doczekało się kontynuacji w późniejszych propozycjach protokołów dostępu do łącza. I tak np. w protokołach dla bezprzewodowych sieci ATM można zauważyć pewne mechanizmy, stanowiące rozwinięcie zasady działania protokołów PRMA i SRMA i R-Aloha. Z kolei mechanizm stosowany w SupBRAM został w pewien sposób rozwinięty w protokołach hybrydowych [4, 16], w których sztywny podział TDMA został wzbogacony o wymianę ramek sterujących w celu m. in. odzyskania nie wykorzystanych szczelin oraz zmniejszenia ryzyka kolizji spowodowanych przez stacje ukryte.

LITERATURA

1. 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.
2. 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.
3. 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.
4. Myers A. D., Basagni S.: Wireless Media Access Control. W: Stojmenović I. (red.): Handbook of Wireless Networks and Mobile Computing. Wiley, New York 2002.
5. Tanenbaum A. S.: Sieci komputerowe. WNT, Warszawa 1988.
6. Binder R.: A dynamic packet switching system for satellite broadcast channels, Proceedings of International Communication Conference ICC'75, June 1975, pp. 41.1-41.5.

7. Crowther W., Rettberg R., Walden D., Ornstein S., Heart F.: A System for Broadcast Communication: Reservation-ALOHA. Proceedings of the 6th Hawaii International Conference on Systems Sciences, Jan. 1973, pp. 371-374.
8. Roberts L. G.: Dynamic Allocation of Satellite Capacity through Packet Reservation, Proceedings of National Computer Conference, 1973, pp. 711-716.
9. Goodman D. J., Valenzuela R. A., Gayliard K. T., Ramamurthi B.: Packet Reservation Multiple Access for Local Wireless Communications. IEEE Transactions on Communications, Vol. 37, No. 8, Aug. 1989, pp. 885-890.
10. Kim J. G., Widjaja I.: PRMA/DA: A New Media Access Control Protocol for Wireless ATM. Proceedings of International Communications Conference ICC'96, Jun. 1996, s. 240-244.
11. Dyson D. A., Haas Z. J.: A dynamic packet reservation multiple access scheme for wireless ATM. Mobile Networks and Applications, Vol. 4, No. 2, 1999, s. 87-99.
12. Tobagi F. A., Kleinrock L.: Packet Switching in Radio Channels: Part III – Polling and (Dynamic) Split-Channel Reservation Multiple Access. IEEE Transactions on Communications, Vol. COM-24, No. 8, Aug. 1976, pp. 832-845.
13. Kleinrock L., Scholl M. O.: Packet Switching in Radio Channels: New Conflict-Free Multiple Access Schemes. IEEE Transactions on Communications, Vol. COM-28, No. 7, Jul. 1980, pp. 1015-1029.
14. Chlamtac I., Franta W. R., Levin K. D.: BRAM: The Broadcast Recognizing Access Method. IEEE Transactions on Communications, Vol. COM-27, No. 8, Aug. 1979, pp. 1183-1190.
15. Chlamtac I., Franta W. R.: A Multiaccess Protocol for Multihop Radio Networks. IEEE Transactions on Communications, Vol. COM-33, No. 10, Oct. 1985, pp. 1067-1075.
16. Zieliński B.: Hybrydowe protokoły dostępu do łącza dla sieci ad-hoc wykorzystujące mechanizmy rezerwacji i rywalizacji. W: Wysokowydajne sieci komputerowe. WKŁ, 2004.