

Rozdział 7

Metody modyfikacji protokołu TDMA dla bezprzewodowych sieci ad-hoc

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

Streszczenie

Omówiono zagadnienie stosowania protokołu TDMA w bezprzewodowych sieci ad-hoc. Dokonano przeglądu i porównania właściwości wybranych modyfikacji tego protokołu dla tego typu sieci.

1. Wprowadzenie

Protokoły dostępu do łącza są jednym z najważniejszych aspektów projektowania sieci komputerowych. Jeżeli bowiem protokół taki jest źle dobrany do aplikacji, może nie zapewniać wymaganych parametrów sieci, jak na przykład przepustowość lub gwarantowany czas uzyskania dostępu [1].

W sieciach bezprzewodowych występuje szereg zjawisk, nie znanych w sieciach przewodowych, a mających kluczowe znaczenie dla wydajności i stabilności protokołów dostępu do łącza. Ich wpływ jest szczególnie widoczny w sieciach ad-hoc. Sieci te charakteryzują się szybko zmieniającą się i nieregularną strukturą, a także brakiem nadrzędnej stacji sterującej, koordynującej pracą pozostałych stacji [2]. W sieciach takich na ogół stosowane są rywalizacyjne protokoły dostępu do łącza ze sterowaniem rozproszonym. W wielu przypadkach nie zapewniają one jednak wymaganych parametrów sieci, jak np. gwarantowany czas opóźnienia czy też wsparcie dla aplikacji multimedialnych. Wymogi te spełniają protokoły rezerwacyjne, np. takie, jak dla bezprzewodowych sieci ATM [3, 4]. Sieci te wymagają jednak centralnej stacji sterującej [5], która jest odpowiedzialna za nadzorowanie pracy sieci i synchronizację stacji. Brak takiej stacji nie uniemożliwia wprowadzenia stosowania tej grupy protokołów, jednak znacznie je komplikuje, gdyż przydział szczeliny poszczególnym stacjom musi odbywać się w sposób rozproszony [2]. Utrudniona jest także synchronizacja pracy stacji. Widać to szczególnie na przykładzie rozproszonych protokołów dynamicznego przydziału czasu łącza, uwzględniających zarówno chwilową topologię sieci, jak i zapotrzebowanie na czas łącza, zgłaszane przez poszczególne stacje.

2. Protokół TDMA i jego modyfikacje

Protokół TDMA jest jednym z klasycznych przykładów statycznego przydziału czasu łącza. Protokół ten zupełnie nie uwzględnia chwilowego zapotrzebowania stacji na przydział czasu łącza. W przypadku zmiennej topologii sieci nie jest także uwzględniana aktualna lokalizacja stacji. Stąd też możliwość licznych modyfikacji, szczególnie uwzględniających charakterystykę bezprzewodowych sieci typu ad-hoc.

2.1. Protokół TDMA

W protokole TDMA (ang. *Time Division Multiple Access*) [2] periodycznie powtarzana jest ramka o stałej długości, podzielona na szczeliny, których liczba jest równa liczbie stacji w sieci. Gwarantuje to, że w określonym czasie stacja na pewno uzyska wolny od ryzyka kolizji dostęp do sieci. W dużych sieciach czas ten jest jednak znaczny. Ponadto protokół ten nie potrafi się dostosować do chwilowych wahań obciążenia wnoszonego przez poszczególne stacje – gdy stacja nie ma danych do wysłania, czas przeznaczony dla niej jest bezpowrotnie tracony, podczas gdy inne stacje mogą czekać na przydział łącza. Jakkolwiek protokół TDMA nie jest na ogół stosowany w sieciach komputerowych (z wyjątkiem typowych sieci telekomunikacyjnych, jak np. sieci telefonii cyfrowej), stanowi podstawę wielu interesujących rozwiązań, jak np. protokół TSMA czy też protokoły hybrydowe [14], łączące cechy TDMA i protokołów rywalizacyjnych. Na bazie protokołu TDMA zaproponowano także szereg rozwiązań, mających na celu stworzenie optymalnego harmonogramu transmisji dwupunktowej (ang. *unicast*, np. [6]) lub rozgłoszeniowej (ang. *broadcast*, np. [7]).

2.2. Protokół TSMA

Protokół TSMA (ang. *Time Spread Multiple Access*) [8] łagodzi niektóre sztywne zasady, obowiązujące w protokole TDMA. Dzięki temu można uzyskać wyższą wydajność przy zachowaniu ograniczonego i przewidywalnego czasu dostępu do łącza. Każdej stacji można przypisać wiele szczelin w ramce, dopuszczając jednocześnie wystąpienie ograniczonej liczby kolizji. Dzięki temu długość harmonogramu transmisji rośnie logarytmicznie wraz z liczbą stacji, a nie liniowo jak w TDMA. Korzyści są szczególnie widoczne, gdy sieć składa się z dużej liczby rzadko rozmieszczonych stacji. Ponadto protokół gwarantuje obecność szczelin dla bezkolizyjnej transmisji do każdej stacji sąsiedniej, tj. znajdującej się w zasięgu bezpośredniej widoczności. Nie można jednak z góry określić, w których szczelinach transmisja będzie faktycznie bezkolizyjna, gdyż protokół nie uwzględnia ewentualnych zmian topologii sieci. Dlatego też można powiedzieć, iż sukces (czyli udana transmisja) jest rozproszony w czasie, co jest odzwierciedlone w nazwie protokołu w słowach *Time Spread*.

Przy założeniu, że długość ramki jest mniejsza od liczby stacji w sieci, można się spodziewać konfliktów, wynikających z różnic w harmonogramach wyznaczonych przez poszczególne stacje. Konflikty te można podzielić na pierwotne i wtórne. Konflikt pierwotny (ang. *primary conflict*) zachodzi, gdy stacja nadająca w pewnej szczelinie jest adresatem informacji, nadawanej w tym samym czasie z innej stacji. Konflikt wtórny (ang. *secondary conflict*) ma miejsce natomiast, gdy stacja jest adresatem informacji, nadawanej

w tej samej szczelinie z różnych stacji sąsiednich. Konflikt pierwotny nie może zostać wyeliminowany inaczej, niż tylko przez odpowiednie wyznaczenie harmonogramów w stacjach sąsiadujących ze sobą, tj. posiadających bezpośrednią, wzajemną łączność. Skutki konfliktu wtórnego można natomiast nieco złagodzić dzięki występowaniu efektu przechwytywania (ang. *capture effect*), gdyż wówczas z kilku kolidujących ramek jedna może zostać odebrana poprawnie. Nie można jednak założyć, że zjawisko to będzie miało miejsce zawsze, tak więc w ogólnym przypadku nie można uznać harmonogramów powodujących taki konflikt za bezkolizyjne.

Uzyskanie interesujących cech protokołu TSMA jest możliwe dzięki wykorzystaniu matematycznych właściwości ciał skończonych (ang. *finite fields*). Zakładając, że w sieci istnieje N stacji, z których każda posiada nie więcej niż D stacji sąsiednich, przyjmuje się parametr q oraz liczbę całkowitą k , spełniające zależności: $q^{k+1} \geq N$, $q \geq kD + 1$, przy czym $q = p^n$, gdzie p jest liczbą pierwszą, a n – naturalną. Pierwszy z wymienionych warunków gwarantuje, że każda ze stacji w sieci może mieć unikalny identyfikator wektorowy. Jednocześnie q jest najmniejszą liczbą, spełniającą drugi z podanych warunków. Każdej stacji przypisuje się wielomian f w ciele Galois $GF(q)$. Stopień tego wielomianu wynosi co najwyżej k , a jego współczynniki są określone przez wektorowy identyfikator stacji. Na podstawie tak określonego wielomianu stacje niezależnie od siebie wyznaczają harmonogramy transmisji, gwarantujące każdej stacji dostęp w każdej ramce. Długość harmonogramu zależy od przyjętych parametrów i może być określona zależnością [9]:

$$L = O\left(\frac{D^2 \log^2 N}{\log^2 D}\right).$$

Ponieważ wielomian stopnia k może mieć co najwyżej k pierwiastków, dwa takie wielomiany mogą mieć tę samą wartość w co najwyżej k punktach. Oznacza to, że dwie stacje sąsiednie mogą mieć co najwyżej k wspólnych szczelin, w których mogą nadawać. Biorąc jednak pod uwagę, że każda stacja otrzymuje dokładnie $q \geq kD + 1$ szczelin dla transmisji, można zauważyć, że co najmniej jedna szczelina w ramce pozwala na przesył danych wolny od kolizji, gdyż nie zostanie ona wykorzystana przez żadną ze stacji sąsiednich.

Przykładowe długości harmonogramów (w protokołach TDMA i TSMA) dla sieci liczącej $N=1000$ stacji przy różnych wartościach D zestawiono w tabeli 1 [9].

Tabela 1. Porównanie długości harmonogramów dla TDMA i TSMA [9]

D	2	5	10	15
TDMA	1000	1000	1000	1000
TSMA	49	121	529	961

Zaletą protokołu jest jego odporność na zmiany topologii sieci. Oznacza to, że dla poprawnego jego działania nie jest konieczna ani znajomość wzajemnego ułożenia stacji, ani – co za tym idzie – przesyłanie informacji o zmianach tego ułożenia. Również zmiana topologii sieci nie wpływa na sposób tworzenia harmonogramów przez stacje. Dzięki temu protokół nadaje się do stosowania w sieciach ruchomych. Pewną wadą protokołu jest jednak konieczność odpowiedniego doboru parametrów N oraz D . O ile pierwszy

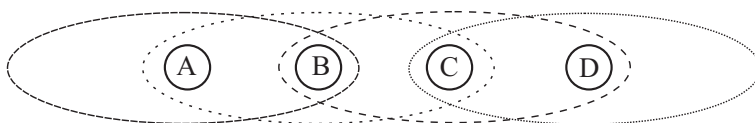
z nich nie stanowi problemu, gdyż może przyjąć dowolnie wysoką wartość bez istotnej utraty wydajności protokołu (zależność ta jest logarytmiczna), o tyle drugi parametr jest kluczowy z punktu widzenia jego osiągow. Dodatkowo wartość tego parametru może być różna w poszczególnych fragmentach sieci. Jeśli jest ona zbyt mała, w bardziej zatłoczonych częściach sieci protokół nie zagwarantuje bezkolizyjnego dostępu z powodu zbyt małej liczby szczelin w ramce; jeśli natomiast będzie za duża, w częściach o mniejszej gęstości stacji wydajność protokołu będzie mniejsza z powodu zbyt długich ramek [6].

Jednym z możliwych rozwiązań tego problemu jest protokół T-TSMA (ang. *Threaded Time Split Multiple Access*) [10], w którym fragmenty sieci o różnej gęstości stacji dysponują różnymi wątkami. Każdy wątek jest protokołem TSMA z lokalną wartością D . Szczeliny poszczególnych wątków tworzą wynikowy ciąg szczelin naprzemiennie (z przeplotem). Wydłuża to znacznie ramkę TDMA, jednak zmniejsza opóźnienie przy próbie dostępu, gdyż protokół posługuje się lokalną (a nie globalną) wartością parametru D .

2.3. Inne modyfikacje TDMA

W sieciach ad-hoc mogą wystąpić stacje, nie posiadające wzajemnej łączności, lecz mimo tego tworzące pojedynczą sieć. Transmisja między takimi stacjami może przebiegać wieloetapowo (ang. *multihop*). Fakt ten można wykorzystać do takiej modyfikacji stałego przydziału czasu łącza opartego na protokole TDMA, w której stacje znajdujące się poza swoim zasięgiem – a więc nie zakłócające się wzajemnie – mogą używać tych samych szczelin. Oczywiście nie jest to jedyny warunek, gdyż także odbiorcy informacji przesyłanych w takich współdzielonych szczelinach muszą znajdować się w zasięgu tylko jednej z wielu nadających wówczas stacji. Wyznaczenie harmonogramu transmisji spełniającego podane warunki umożliwia lepsze przestrzenne wykorzystanie dostępnego pasma (ang. *spatial reuse*).

Na rys. 1 przedstawiono przykładową sieć ad-hoc, składającą się z czterech stacji; zaznaczono także zasięgi transmisji poszczególnych stacji. Jak widać, każda stacja może komunikować się bezpośrednio tylko ze stacją sąsiednią. W sieci takiej jest możliwe prowadzenie jednoczesnej (tj. w tej samej szczelinie czasowej) transmisji $A \rightarrow B$ oraz $D \rightarrow C$, gdyż w każdej z tych par stacji odbiorca z jednej pary jest poza zasięgiem nadawcy z drugiej pary. Nie można jednak prowadzić równocześnie transmisji $A \rightarrow B$ i $C \rightarrow D$, ponieważ stacja B znajduje się w zasięgu obu nadajników (A i C), nie może zatem prawidłowo odebrać skierowanych do niej danych. Opisana sytuacja jest przykładem wystąpienia konfliktu wtórnego. Konflikt pierwotny natomiast wystąpiłby, gdyby z transmisją $C \rightarrow D$ została równocześnie (w tej samej szczelinie) zaplanowana transmisja $B \rightarrow C$.



Rys. 1. Przykładowa sieć ad-hoc z zaznaczonymi zasięgami poszczególnych stacji

Zadaniem protokołu, który przydziela szczeliny poszczególnym stacjom, jest zrealizowanie tego zadania w taki sposób, aby liczba stacji wykorzystujących poszczególne szczeliny była możliwie jak największa. Utrudnieniem dla takiego algorytmu jest brak stacji

koordynującej pracę sieci, co powoduje, że musi on być zrealizowany w sposób rozproszony, jednocześnie we wszystkich stacjach. Ponadto algorytm taki jest silnie uzależniony od aktualnej topologii sieci. Dlatego też powinien być on cyklicznie ponawiany z odpowiednią częstotliwością, zależną od szybkości poruszania się stacji. W przeciwnym razie przydział szczelin będzie nieaktualny, co może prowadzić do zmniejszenia stopnia wykorzystania czasu łącza. Wpływ na to może mieć nie tylko pojawienie się ewentualnych kolizji, lecz także nie zrealizowanie transmisji, które takich kolizji nie powodowałyby.

2.3.1. Protokół Spatial-TDMA

Protokół Spatial-TDMA [11] jest jedną z pierwszych prób rozwiązania zagadnienia przydziału tych samych szczelin TDMA różnym stacjom dzięki wykorzystaniu szczególnych właściwości fal radiowych. Protokół ten jednak zakłada stałą (niezmienną w czasie) i z góry znaną lokalizację stacji. W takiej sytuacji możliwy jest dobór optymalnej liczby szczelin w ramce TDMA, równej liczbie przesyłów, których nie można zrealizować jednocześnie.

Aby wyznaczyć harmonogram transmisji, tworzona jest tzw. macierz zgodności (ang. *compatibility matrix*), opisująca możliwość jednoczesnego przesłania informacji na poszczególnych łączach dwupunktowych. Na podstawie takiego opisu można określić zbiór tzw. klik (ang. *cliques*). Wszystkie połączenia w jednej klicie można zrealizować jednocześnie, nie powodując kolizji. Każdej klicie można przypisać pojedynczą szczelinę w ramce lub też większą ich liczbę. W drugim przypadku zaleca się rozproszenie szczelin w ramce, gdyż powoduje to zmniejszenie opóźnień przy dostępie stacji do łącza.

Pomimo że opisany algorytm zakłada stałą i z góry znaną lokalizację stacji, możliwe jest okresowe jego ponawianie w celu dostosowania do nowej topologii sieci. Można także wyznaczyć wiele różnych harmonogramów (ang. *capacity plans*) w celu uzyskania różnej efektywnej prędkości transmisji na różnych łączach. Polega to na dopasowaniu liczby szczelin przypisanych określonej klicie do aktualnych potrzeb.

2.3.2. Rozproszony, dynamiczny przydział szczelin

Dostosowanie harmonogramu transmisji do chwilowej topologii sieci może wymagać periodycznego ponawiania wykonania algorytmu statycznego (jak np. Spatial-TDMA). Alternatywą jest stworzenie protokołu, który przydziela szczeliny dynamicznie, biorąc pod uwagę nie tylko geograficzne rozmieszczenie stacji, lecz także ich aktualne zapotrzebowanie na czas łącza. Przykład takiego rozwiązania zaproponowano w pracy [6].

W protokole tym zakłada się istnienie dodatkowego kanału sterującego, służącego do wymiany informacji sterującej między stacjami sąsiednimi. Dopuszcza się przy tym jego realizację zarówno w postaci specjalnego pasma częstotliwości, jak i przez przesyłanie dodatkowej informacji sterującej w kanale danych. Kanał sterujący jest podzielony na segment żądań i segment potwierdzeń, a liczba szczelin w każdym z nich odpowiada liczbie stacji w sieci. W segmencie potwierdzeń przesyła się sygnały kasowania i potwierdzania.

Jeśli stacja ma dane do wysłania, rozpoczyna transmisję w swojej szczelinie rezerwacji. Jeżeli nie odbierze sygnału kasowania, to wysyła sygnał potwierdzenia, po czym może

rozpocząć transmisję danych. Dla uniknięcia ewentualnych kolizji należy także przesyłać sygnał kasowania dla wszystkich kolejnych stacji sąsiednich. Sygnał ten informuje tę stację, że bieżąca szczelina informacyjna jest zajęta i powinny one zrezygnować z próby dostępu. Dodatkowo, stacja sąsiadująca z nadawcą sygnału potwierdzenia powinna wysyłać sygnał kasowania w kolejnych szczelinach, a także zrezygnować z próby dostępu.

Algorytm ten można nieco rozbudować w przypadku, gdy stacje w szczelinach rezerwacji przesyłają adresy odbiorców, do których kierowana jest informacja.

2.3.3. Protokół FPRP

Protokół FPRP (ang. *Five Phase Reservation Protocol*) [12] jest jednym z najbardziej złożonych protokołów rezerwacyjnych dla sieci ad-hoc. Protokół ten wykorzystuje mechanizmy rywalizacji dla wyznaczenia bezkonfliktowego harmonogramu transmisji przez przydzielenie poszczególnym stacjom szczelin TDMA. Jest to protokół rozproszony, który wykonuje się równolegle we wszystkich stacjach. Nie ma przy tym potrzeby koordynacji stacji znacznie od siebie oddalonych, gdyż rezerwacje dokonywane są lokalnie i angażują tylko stacje w promieniu dwóch etapów transmisji (ang. *two-hop*).

W protokole FPRP w ramce TDMA, prócz ramek informacyjnych IF (ang. *Information Frame*), występuje poprzedzająca je ramka rezerwacji RF (ang. *Reservation Frame*). Liczba szczelin informacyjnych IS (ang. *Information Slot*) w ramce IF oraz szczelin rezerwacyjnych RS (ang. *Reservation Slot*) jest równa, zatem każdej szczelinie IS odpowiada szczelina RS. Harmonogram transmisji w ramach IF tworzony jest w ramce RF. Każda szczelina RS zawiera pewną liczbę cykli rezerwacji RC (ang. *Reservation Cycle*), z których każdy realizuje pięciofazowy proces rezerwacji. Proces ten składa się z następujących faz:

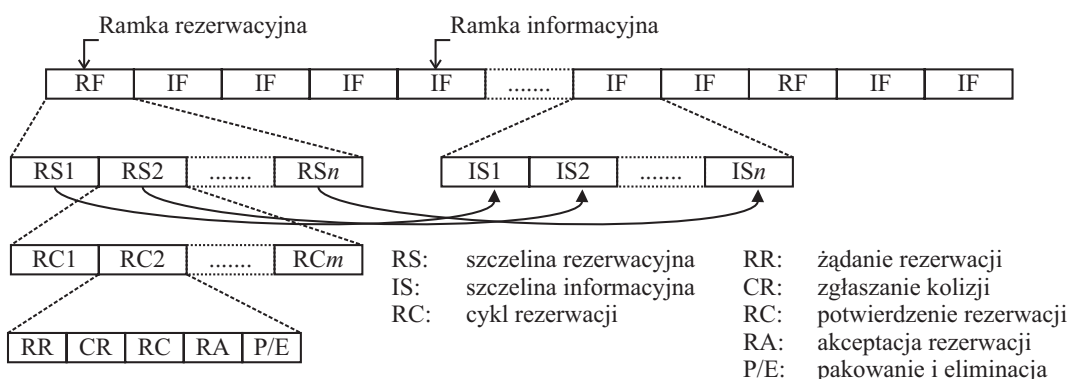
1. Żądanie rezerwacji (ang. *Reservation Request*) – zgłaszanie żądań przez stację.
2. Zgłaszanie kolizji (ang. *Collision Report*) – zgłaszanie ewentualnych kolizji, wykrytych podczas fazy RR.
3. Zatwierdzanie rezerwacji (ang. *Reservation Confirmation*) – podtrzymanie żądań rezerwacji, o ile w fazie CR nie zgłoszono żadnych kolizji.
4. Potwierdzanie rezerwacji (ang. *Reservation Acknowledgement*) – potwierdzenie prawidłowego odebrania ramki RC.
5. Pakowanie i eliminacja (ang. *Packing/Elimination*) – optymalizacja parametrów protokołu i eliminacja ewentualnych blokad wzajemnych.

Pierwsze trzy fazy tworzą proces analogiczny do opisanego w rozdziale 2.3.2. Strukturę czasową protokołu FPRP ilustruje rys. 2.

W fazie RR stacja zgłasza żądanie rezerwacji, podając tylko swój adres. Żądanie to jest odbierane przez wszystkie sąsiednie stacje, które nie zgłaszają swoich żądań. Jeśli taka stacja odbierze więcej niż jedno żądanie, wykrywa kolizję.

Ewentualne wystąpienie kolizji jest zgłaszane w fazie CR. Na podstawie informacji od stacji sąsiednich stacja zgłaszająca żądanie rezerwacji może poznać wynik zgłoszenia. Jeżeli stacja, która wysłała ramkę RR, nie odbierze ramki CR, uznaje, iż rezerwacja przebiegła pomyślnie, tzn. każda stacja sąsiednia została o niej powiadomiona. Odebrawszy ramkę CR, stacja zgłaszająca żądanie powinna wycofać się z próby uzyskania dostępu

do łącza w bieżącym cyklu. Warto zaznaczyć, iż mechanizm RR-CR ma zbliżone właściwości do mechanizmu RTS-CTS, stosowanego w niektórych protokołach rywalizacyjnych [13], w szczególności posiada zdolność rozwiązywania problemu stacji ukrytej.



Rys. 2. Struktura czasowa protokołu FPRP

W fazie RC stacja, której rezerwacja przebiegała jak dotąd pomyślnie, zatwierdza rezerwację, informując o tym fakcie stacje sąsiednie. Powinny one zatem wycofać się z dalszego ubiegania się o przydział szczeliny informacyjnej odpowiadającej bieżącemu cyklowi rezerwacji.

W fazie RA adresat informacji potwierdza rezerwację. Zapobiega to sytuacji, w której odizolowana od reszty sieci stacja uznałaby swoją rezerwację za udaną, a to wskutek braku zgłoszenia kolizji w fazie CR. Ponadto ramka RA informuje stacje w promieniu dwóch etapów od nadajnika, że rezerwacja przebiegła pomyślnie. Stacje te powinny zatem zaniechać dalszych prób dostępu w bieżącym cyklu. Faza RA rozwiązuje także niektóre blokady wzajemne nadajników.

W fazie P/E każda stacja znajdująca się dwa etapy od nadajnika, który dokonał rezerwacji od ostatniej fazy P/E, przesyła ramkę pakowania (PP, ang. *Packing Packet*). Pozwala to poinformować stacje odległe trzy etapy od nadajnika o pomyślnej rezerwacji. Mechanizm ten służy jednak raczej wewnętrznym potrzebom protokołu, niż rzeczywistej potrzebie – pozwala na dopasowanie parametrów rywalizacji. Wynika to ze spostrzeżenia, że najmniejszą liczbę zablokowanych stacji uzyskuje się, gdy nadajniki są odległe dokładnie o trzy etapy. Z kolei każdy nadajnik, którego rezerwacja zakończyła się pomyślnie, wysyła w tej fazie ramkę eliminacji (EP, ang. *Elimination Packet*) z prawdopodobieństwem 0,5. Rozwiązuje to pozostałe po fazie RA blokady wzajemne. Ponieważ faza P/E jest skuteczna tylko po prawidłowo zakończonej rezerwacji, powinna być realizowana tylko raz na kilka cykli rezerwacji.

3. Podsumowanie

Przestawione modyfikacje protokołu TDMA, dzięki uwzględnieniu szczególnych właściwości sieci ad-hoc, charakteryzują się znacznie wyższą wydajnością w takiej sieci. Jest ona jednak uzyskana kosztem bardzo dużej złożoności protokołów (szczególnie FPRP), wymagających od stacji niemałej mocy obliczeniowej zarezerwowanej tylko na potrzeby

protokołu, a więc niedostępnej dla aplikacji. Interesującą alternatywą mogą być zatem tzw. protokoły hybrydowe, jawnie łączące elementy przydziału sztywnego oraz rywalizacji [14]. Cechują się one krótkim czasem opóźnień przy małym obciążeniu sieci i wysoką stabilnością przy obciążeniu maksymalnym.

Problemem do rozwiązania pozostaje synchronizacja pracy stacji, tym bardziej, że brak tu stacji sterującej. W tej sytuacji wydaje się, że funkcja ta powinna być realizowana przez jedną z równorzędnych stacji, jednak proces wyłaniania takiej stacji wymaga odpowiednich uzgodnień w sieci przed rozpoczęciem faktycznego przesyłu danych.

LITERATURA

1. Tanenbaum A. S.: *Computer Networks (Fourth Edition)*. Prentice Hall, 2003.
2. 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.
3. 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.
4. 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.
5. Zieliński B., Tokarz K.: Bezprzewodowe sieci ATM – wybrane zagadnienia. W: Węgrzyn S., Pochopień B., Czachórski T. (red.): *Współczesne problemy sieci komputerowych. Nowe technologie*. WNT, 2004, s. 147-154.
6. Cidon I., Sidi M.: Distributed Assignment Algorithms for Multihop Packet Radio Networks. *IEEE Transactions on Communications*, Vol. 38, No. 10, Oct. 1989, pp. 1353-1361.
7. Ephremides A., Truong T. V.: Scheduling Broadcasts in Multihop Radio Networks. *IEEE Transactions on Communications*, Vol. 38, No. 4, Apr. 1990, pp. 456-460.
8. Chlamtac I., Faragó A.: Making Transmission Schedules Immune to Topology Changes in Multi-Hop Packet Radio Networks. *IEEE/ACM Transaction on Networking*, Vol. 2, No. 1, Feb. 1994, pp. 23-28.
9. Myers A. D., Basagni S.: *Wireless Media Access Control*. W: Stojmenović I. (red.): *Handbook of Wireless Networks and Mobile Computing*. Wiley, New York 2002.
10. Chlamtac I., Faragó A., Zhang H.: Time-Spread Multiple-Access (TSMA) Protocols for Multihop Mobile Radio Networks. *IEEE/ACM Transaction on Networking*, Vol. 5, No. 6, Dec. 1999, pp. 804-812.
11. Nelson R., Kleinrock L.: Spatial TDMA: A Collision-Free Multihop Channel Access Protocol. *IEEE Transaction on Communications*, Vol. COM-33, No. 9, Sep. 1985, pp. 934-944.
12. 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.
13. Zieliński B.: Contention wireless medium access protocols using control frames exchange. *Archiwum Informatyki Teoretycznej i Stosowanej*, Vol. 16 (2004), No. 2, pp. 121-133.
14. Zieliński B.: Hybrydowe protokoły dostępu do łącza dla sieci ad-hoc wykorzystujące mechanizmy rezerwacji i rywalizacji. W: *Wysokowydajne sieci komputerowe*. WKŁ, 2004.