

Michał MORAWSKI, Przemysław IGNACIUK
Politechnika Łódzka, Instytut Informatyki

RUTING NIEJEDYNĄ SKUTECZNĄ METODĄ ORGANIZACJI RUCHU W SIECIACH¹

Streszczenie. W artykule zaproponowano odmienne od rutowania podejście do organizacji komunikacji w sieciach *ad-hoc*, w którym węzły sieci, zamiast budować jej obraz celem ustalenia optymalnej ścieżki transmisji, grają ze sobą, podejmując samodzielne decyzje na podstawie dostępnych lokalnie informacji. W rezultacie, przy niewielkim narzucie uzyskuje się wysoką skalowalność i odporność.

Słowa kluczowe: Sieci ad hoc, teoria gier, ruting

NOT ONLY ROUTING CAN BE EFFECTIVE METHOD OF TRAFFIC ORGANIZATION IN NETWORKS¹

Summary. In the paper it is proposed different from routing approach to traffic organization in *ad-hoc* networks, where nodes, instead of searching of optimal paths of relaying based on a topology, take independent decisions based on local only information. As a result, high scalability and robustness with low overhead is achieved.

Keywords: ad-hoc networks, game theory, routing

1. Wprowadzenie

Organizowanie ruchu w sieciach jest domeną protokołów rutowania. Jednak w komunikacji typu *ad hoc* [1] protokoły te, w przeciwieństwie do swoich odpowiedników

¹ Praca wykonana w ramach grantu nr 0156/IP2/2015/73, 2015–2017, w programie „Juventus Plus” Ministra Nauki i Szkolnictwa Wyższego.

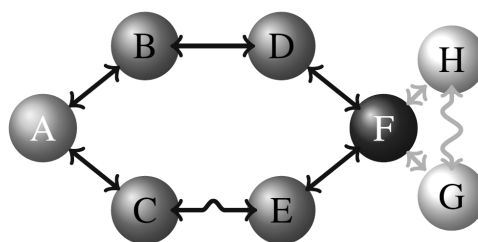
stosowanych w sieciach przewodowych, podatne są na wiele ograniczeń związanych z topologią połączeń oraz mobilnością urządzeń [2]. Jakość działania standardowych rozwiązań pogarsza się szybko ze wzrostem liczby stacji i zmniejszaniem się ich zasobów [2], a praktycznie niemożliwe do uniknięcia kolejkowanie wiadomości w węzłach pośredniczących pogarsza znacząco jakość działania sieciowych systemów sterowania (SSS) wymagających małych opóźnień i niewielkiej ich zmienności [3,4]. Z tego powodu w pracy zaproponowano odmienne, dostosowane do SSS, podejście do organizacji ruchu w sieci oparte na grze pomiędzy węzłami. W przeciwieństwie do protokołów rutowania, zamiast definiować listę węzłów pośredniczących w transmisji, każdy uczestnik (węzeł) podejmuje samodzielną decyzję o przesłaniu lub odrzuceniu pakietu bez wyboru swojego następcy w ścieżce wiodącej do celu. Biorąc udział w grze, węzły nagradzane są i karane w taki sposób, by po ustaniu procesów przejściowych uzyskać optymalny przepływ danych przez sieć.

Teoria gier jest powszechnie wykorzystywanym narzędziem w problemach ekonomicznych, ale w zastosowaniach dotyczących sieci komputerowych pojawiła się stosunkowo niedawno [5]. W niniejszej pracy teoria ta jest użyta do analizy problemu współdzielenia pasma oraz do problemu przesyłania danych przez zbiór węzłów pośredniczących (ang. *multihop forwarding*) [5]. Rozwiązania znane z literatury, choć skuteczne z punktu widzenia modelu matematycznego, są niezbyt efektywne w zastosowaniu praktycznym. Wymagają zewnętrznej wiedzy na temat położenia węzłów [6] albo zakładają całkowitą ich niezależność. Jednak największym ich mankamentem jest znaczny nakład obliczeniowy, a często także zwiększone wymagania w stosunku do pamięci, związane z koniecznością przechowywania historii zdarzeń, co stanowi istotną barierę implementacyjną dla omawianej klasy urządzeń.

2. Problem badawczy

Rozdzielne traktowanie problemów współdzielenia pasma i wyboru węzłów pośredniczących nie jest właściwe. Na rys. 1 pokazano sytuację, w której transmisja pomiędzy węzłami **G** i **H** oddziałuje przez wspólne pasmo na komunikację związaną z węzłem **F**, przy czym urządzenia **G** i **H** mogą, ale nie muszą być zbudowane w tej samej technologii co pozostałe.

W przypadku pokazanym na rys. 1 węzeł **A** przesyła dane do węzła **F**. Komunikaty nadawane przez **A** są odbierane przez węzły **B** i **C**, następnie odpowiednio przez **D** i **E**. Ścieżki **ABDF** i **ACEF** (a w szczególności węzły **D** i **E**) współzawodniczą w przesyłaniu



Rys. 1. Topologia testowa

Fig. 1. Test topology

danych do **F**. Konkurencja ta skutkuje nieefektywnym wykorzystaniem zasobów (zwiększeniem liczby komunikatów u celu) oraz powoduje wzajemne zakłócanie się transmisji węzłów **D** i **E**. W rezultacie, redundantne ścieżki nie tylko nie zwiększają, ale znacząco zmniejszają liczbę unikalnych pakietów odebranych przez węzeł **F**. Protokoły rutowania nie przenoszą informacji o szumach i interferencjach ze względu na ich zmienność, na konkurowanie o zasoby z przepływami pomiędzy użytkownikami i dla uniknięcia łopotania (ang. *fluttering*) tras. Dlatego w tej pracy zaproponowano podejście pomijające procedury wyznaczania ścieżek kolejnych węzłów przekazujących informację od źródła do celu. Opisane wcześniej współzawodnictwo można modelować jako ewolucyjną grę pomiędzy węzłami, czyli taką, w której poszczególne urządzenia będą zmieniać swoje postępowanie w zależności od obserwacji środowiska i poprzednio podjętych decyzji.

Zaproponowany sposób działania węzła, przekazującego komunikaty na podstawie gry, jest następujący:

1. Nasłuchuj. Jeśli odebrałeś komunikat, przejdź do kroku 2, w przeciwnym przypadku do kroku 5.
2. Po odebraniu komunikatu zdecyduj, czy go odrzucić (przejdź do kroku 5), czy podjąć próbę przesłania (przejdź do kroku 3). Powodem odrzucenia może być na przykład niekorzystne położenie węzła, wcześniejsza transmisja tego samego komunikatu odebranego inną drogą, wyczerpanie baterii.
3. Zagraj w grę, czyli na bazie analiz wykonywanych w kroku 5 oszacuj prawdopodobieństwo sukcesu dostarczenia komunikatu do adresata, a następnie użyj tego prawdopodobieństwa do podjęcia próby transmisji.
4. W przypadku decyzji pozytywnej poczekaj jeszcze chwilę (przedział ustalany losowo) i jeżeli poziom SINR (ang. *Signal to Interference plus Noise Ratio*) jest odpowiednio wysoki – prześlij komunikat.
5. Zaktualizuj wiedzę na temat innych węzłów i środowiska. Wróć do kroku 1.

3. Gra

Celem gry jest maksymalizacja liczby unikalnych komunikatów przesyłanych pomiędzy wszystkimi parami źródło-przeznaczenie, zatem należy maksymalizować wskaźnik

$$J = \sum_{i \in \text{wszystkie pary źródło-przeznaczenie}} U_i, \quad (1)$$

gdzie:

$$U_i = \frac{N_i}{N} = \left(q_i - q_i \left(1 - \prod_{j \neq k} (1 - q_j) \right) \right) \eta_i, \quad (2)$$

zaś N jest liczbą komunikatów otrzymanych przez węzeł i , N_i liczbą komunikatów dostarczonych do kolejnego węzła, q_* jest prawdopodobieństwem transmisji węzła $*$, przy czym rozpatrywane są wyłącznie węzły leżące we wzajemnym zasięgu. η_i jest prawdopodobieństwem dostarczenia komunikatu w obecności szumów i interferencji.

Wzór (2) należy rozumieć w ten sposób, że wiadomość może być skutecznie dostarczona wtedy i tylko wtedy, gdy w danym momencie wyłącznie jeden węzeł podejmie próbę transmisji i SINR jest odpowiednio wysoki. Należy przy tym pamiętać, że każda transmisja zmniejsza SINR w innych węzłach, więc należy unikać przesyłania danych, gdy prawdopodobieństwo skutecznego ich odebrania jest niskie.

Drogą do rozwiązania problemu wyboru aktywnego węzła może być teoria gier. Celem gry jest takie dostosowywanie prawdopodobieństwa transmisji (q_*) w każdym z węzłów, żeby znalezione równowagi Nasha tworzyły wartość bliską równowagi Pareto [5].

Założono ewolucyjną adaptację wartości q , na podstawie gradientu, w dyskretnych chwilach czasu h (tzw. *Jacoby Play*): $q(h+1) = q(h) + g(h)$, gdzie $g(h) \in \mathfrak{R}$ jest wielkością sterującą związaną z gradientem. Jeżeli po tej operacji prawdopodobieństwo $q \notin [0, 1]$, q musi zostać ograniczone (przez nasycenie).

Problem adaptacji prawdopodobieństwa przesyłania wiadomości został podzielony na dwa podproblemy rozpatrywane rozłącznie – bezpośrednio współzawodnictwo (rozdział 3.1) w dostarczeniu pakietów i reakcja na szumy i zakłócenia (także likwidacja ścieżek, które nie prowadzą do celu) – rozdział 3.2.

3.1. Bezpośrednie współzawodnictwo

Zaproponowane rozwiązanie należy do grupy gier nazywanych „Hawk and Dove”, w którym analiza gry jest zredukowana do analizy dwóch komunikujących się węzłów. W tej grze pominięta jest kwestia szumów (tzn. $\eta_x=1$) analizowanych dalej w rozdziale 3.2.

Z punktu widzenia węzła **X** – węzeł **Y** należy rozumieć jako *wszystkie inne węzły retransmitujące komunikaty skierowane do danego odbiorcy i pochodzące z tego samego źródła*. Z założenia węzły nie wymieniają między sobą informacji o stanie, zatem stan ten należy oszacować na podstawie normalnego ruchu w sieci.

Zaproponowano następującą macierz zysków:

		Węzeł Y	
		Przekaż (q_y)	Porzuć ($1-q_y$)
Węzeł X	Przekaż (q_x)	(x_{ff}, y_{ff})	(x_{fd}, y_{df})
	Porzuć ($1-q_x$)	(x_{df}, y_{fd})	(x_{dd}, y_{dd})

(3)

gdzie x_* i y_* są pewnymi funkcjami, a q_x i q_y są prawdopodobieństwami wyboru decyzji „przekaż” odpowiednio dla węzłów **X** i **Y**. Para (x_*, y_*) opisuje zyski dla węzła **X** (x_*) i dla węzła **Y** (y_*) w przypadku jednoczesnego podjęcia odpowiednich decyzji. Jest to analiza najgorszego przypadku. Z (3) wynika, że całkowity zysk węzła **X** dany jest przez V_x :

$$V_x = q_x q_y x_{ff} + q_x (1 - q_y) x_{fd} + (1 - q_x) q_y x_{df} + (1 - q_x) (1 - q_y) x_{dd}, \quad (4)$$

i analogicznie dla węzła **Y** przez V_y , natomiast zysk całkowity będzie w tym przypadku określony jako $V = V_x + V_y$. Aby gra była zgodna ze sformułowanymi wymaganiami, parametry macierzy zysków (tabela 1) powinny spełniać następujące warunki (*forwarding dilemma game*) [5]:

$$x_{ff} < x_{dd} < x_{df} < x_{fd} \quad \text{oraz} \quad y_{ff} < y_{dd} < y_{df} < y_{fd}, \quad (5)$$

a x_* i y_* mogą być dowolnymi funkcjami spełniającymi warunki (5). W dalszej analizie przyjęto, że są to stałe $x_{ff} = y_{ff} = a$, $x_{dd} = y_{dd} = d$, $x_{df} = y_{df} = 0$, $x_{fd} = y_{fd} = b$. Wtedy funkcja $V(q_x, q_y)$, przy uwzględnieniu (5), jest fragmentem paraboloidy hiperbolicznej, osiągającej lokalne maksima dla $(q_x, q_y) = (1, 0)$ i $(q_x, q_y) = (0, 1)$. Stosując powyższe uproszczenia do (4), uzyskać można poszukiwany gradient dla węzła **X**:

$$D_x = \partial_{q_x} V_x = a q_y + (b - d)(1 - q_y) \quad (6)$$

Aby obliczyć gradient (6), konieczna jest znajomość wartości q_y , którą jest nieznaną i którą należy oszacować na podstawie analizy ruchu w sieci opisanej w rozdziale 5.

Jeżeli $q_y \approx 0$, wtedy węzeł **X** gra w grę opisaną w podrozdziale 3.2.

3.2. Ochrona przed przekazywaniem zbędnych danych (ang. *flooding*)

Istotnym aspektem organizacji ruchu w środowisku radiowym jest zapewnienie właściwej reakcji na szum i interferencje. Rywalizacja węzła ze środowiskiem nie jest grą w sensie teorii gier, ponieważ oponent nie jest „racjonalny”. Jednakże celem unifikacji sposobu szacowania współczynników potraktowano rozważany przypadek tak, jakby to była gra. Brak

potwierzeń dostarczenia komunikatu wynika ze zbyt niskiego poziomu SINR albo z odmowy przekazywania wiadomości do wskazanego celu przez inne węzły. Na przykład, jeżeli węzeł **E** przegra bezpośrednie współzawodnictwo z węzłem **D** (rys. 1), to zmaleje prawdopodobieństwo przekazywania wiadomości przez **E**. Taka sytuacja będzie interpretowana przez **C** jako szum ze względu na brak potwierżeń (rozdział 4). W analizowanym przypadku węzeł **X** gra w „grę” opisaną następującą macierzą zysków

		Potwierdzenie	
		Jest (η_x)	Brak ($1-\eta_x$)
Węzeł X	Przekaż (q_x)	b	a
	Porzuć ($1-q_x$)	d	d

(7)

Odpowiedni gradient obliczony na podstawie wartości gry jest równy

$$D_n = (b-a)\eta_x + (a-d) \quad (8)$$

Zauważmy, że gradient zależy od nieznannej wartości η_x , którą należy oszacować.

4. Protokół

W celu określenia nieznannej wartości koniecznych do obliczenia gradientów (6) i (8) zaproponowano następujący protokół przekazywania komunikatów, w którym każda wiadomość zawiera, oprócz typowych pól takich jak adres źródłowy (SA) i przeznaczenia (DA), także adres nadajnika (TA) i poprzedniego nadajnika (PA) oraz identyfikator komunikatu (MID). Nadawca wypełnia pole DA, wpisuje swój własny adres do pól SA, PA i TA, a także generuje lokalnie unikalny MID. W przypadku akceptowalnego poziomu SINR następuje transmisja komunikatu. Jeżeli kolejny węzeł po odebraniu wiadomości nie znajdzie powodu, by ją odrzucić, wtedy podejmuje grę. Wcześniej jednak, celem uniemożliwienia tworzenia się pętli, wpisuje do krótkiego bufora cyklicznego parę SA-MID odczytaną z odebranego komunikatu. Jeżeli wynik gry był „przekaż”, węzeł kopiuje pole TA do pola PA, wpisuje własny adres do pola TA, czeka losowy czas i jeżeli SINR jest odpowiedni – wysyła komunikat. W warstwie fizycznej komunikacja jest rozgłoszeniowa. Zatem poprzedni nadawca odbierając wiadomość i porównując pole PA z własnym adresem, uzyskuje informację, czy wiadomość została skutecznie przekazana.

Możliwe są 3 zdarzenia, dotyczące komunikatów z zapamiętaną parą SA-MID:

- E_d Węzeł nie doczekał się komunikatu z zapamiętaną parą SA-MID, co oznacza albo wystąpienie zakłócenia na łączu przylegającym, lub odmowę dalszego przekazania informacji przez kolejny węzeł.

- E_s Węzeł odebrał jedno lub kilka potwierdzeń, czyli komunikatów z polem PA wypełnionym własnym adresem.
- E_n Węzeł odebrał jedno lub kilka negatywnych potwierdzeń, czyli komunikatów z polem PA wypełnionym innym adresem niż własny.

5. Pomiary

Węzeł \mathbf{X} do obliczenia gradientów (6) i (8) musi oszacować wartości η_x i q_y . Tę pierwszą wartość można pozyskać na podstawie analizy zdarzeń E_d . Jeżeli $q_y \approx 0$, to $\eta_x = N_x / (Nq_x)$ (2). q_y można obliczyć, analizując wyłącznie zdarzenia E_s i E_n (z czego wynika $\eta_x = 1$), przy założeniu że N dla węzła \mathbf{X} i dla węzła \mathbf{Y} są zbliżone. Wówczas $q_y = N_y / N$. Oszacowanie q_y nie jest jednak dokładne. Ze względu na błędy przedstawionej aproksymacji odpowiednie szacowania należy uśrednić za pomocą filtru dolnoprzepustowego, np.:

$$\begin{aligned}
 \hat{q}_y(h+1) &= \hat{q}_y(h)\theta && \text{w przypadku wystąpienia zdarzenia } E_s, \\
 \hat{q}_y(h+1) &= \hat{q}_y(h)\theta + (1-\theta) && \text{w przypadku wystąpienia zdarzenia } E_n, \\
 \hat{\eta}_x(h+1) &= \hat{\eta}_x(h)\theta && \text{w przypadku wystąpienia zdarzenia } E_s, \\
 \hat{\eta}_x(h+1) &= \hat{\eta}_x(h)\theta + (1-\theta) && \text{w przypadku wystąpienia zdarzenia } E_d,
 \end{aligned} \tag{9}$$

gdzie $\theta \in (0, 1)$ jest odpowiednio dobranym współczynnikiem uśredniającym. Wartości D_x , D_n są podstawą do adaptacji q_x . Aktualna wartość q_x , estymowana wartość q_y (\hat{q}_y) i estymowana wartość η_x ($\hat{\eta}_x$) dla każdego węzła przeznaczenia tworzy w węźle \mathbf{X} rekord przypominający wpis w tablicy rutowania.

6. Ocena algorytmu

Przebieg gry i dynamika sieci zostały przeanalizowane za pomocą programu uruchomionego w środowisku Matlab. W symulacjach przyjęto następujące wartości liczbowe:

$$a = -10; b = +20; d = -2; \theta = 0,9; g(h) = \frac{D_x}{|a| + |b| + |d|}; \eta_x = \eta_y = 0,8.$$

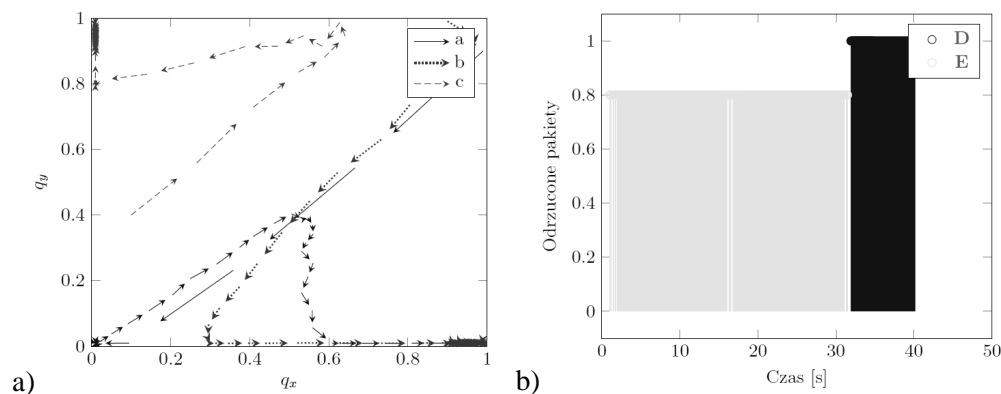
Próg przełączenia się pomiędzy wersjami gry ustalono na $\hat{q}_x = \hat{q}_y = 0,1$.

Na rys. 2a pokazano trajektorie dla różnych warunków początkowych:

- a) $q_x = 0,99; q_y = 0,9; \hat{q}_x = \hat{q}_y = 1$,

- b) $q_x = 0,9; q_y = 0,99; \hat{q}_x = \hat{q}_y = 0$ (maksymalny błąd),
 c) $q_x = 0,1; q_y = 0,4; \hat{q}_x = \hat{q}_y = 0$.

Rozpiętość błędów początkowych oraz zróżnicowanie gier pozwala w tym przypadku na wyciągnięcie ogólnych wniosków dotyczących symulacji. Szumy (niski poziom SINR, $\eta^* < 1$) nie mają jakościowego wpływu na wynik działania algorytmu, choć powodują jego wolniejszą zbieżność, a nawet zmianę punktu równowagi (por. przypadek b) i c)). We wszystkich przypadkach, tj. a), b) i c), sieć szybko przechodzi do stanu optymalnego. Przedstawione wyniki wskazują na odporność zaprezentowanego rozwiązania na zakłócenia i błędne oszacowanie warunków początkowych.



Rys. 2. a) Trajektorie (q_x, q_y) w obecności szumu;
 b) wiadomości odrzucone przez węzły **D** i **E** w topologii przedstawionej na rys. 1
 Fig. 2. a) Trajectories (q_x, q_y) in the presence of noise;
 b) messages dropped by nodes **D** and **E** in the topology presented in Fig. 1

Choć analiza dynamiki gry pozwala na zbadanie zachowania się algorytmu przy skrajnych wartościach błędów pomiarowych, to ostateczna weryfikacja jego poprawności powinna być zrealizowana za pomocą symulatora zdarzeń dyskretnych. W taki sposób przeanalizowano działanie przedstawionego algorytmu, używając topologii przedstawionej na rys. 1 bez węzłów **G** i **H**. W testach wykorzystano charakterystykę medium określoną w klasycznej pracy [2] oraz ruch CBR (ang. *Constant Bit Ratio*) o znacznym natężeniu. Ruch generowany jest przez węzeł **A** od chwili $t_s = 1$ s do chwili $t_e = 40$ s. Pakiety generowane są co 50 ms, a czas transmisji bez uwzględnienia procedury MAC (ang. *Media Access Control*) wynosi 5 ms. Rysunek 2b pokazuje wiadomości odrzucone przez węzły **D** i **E** przy kolejnych wznowieniach algorytmu wywołanych przez usuwanie wpisu o węzle przeznaczenia spowodowanym brakiem aktywności. Czas ten w przeprowadzonych symulacjach ustawiono na 15 s.

Stopa strat jest jedynym parametrem, który umożliwi porównanie tradycyjnych metod rutowania w sieciach *ad hoc* z zaproponowaną metodą. W analizowanym scenariuszu do celu dotarło 100% wiadomości, choć ogólnie ta liczba zależy od doboru parametrów,

topologii, poziomu zakłóceń i waha się w różnych eksperymentach w granicach 94%-100%. Takie wartości są porównywalne ze wskazanymi w [2] (70%-100%), typowo około 90%. Należy zatem uznać, że przedstawiony algorytm buduje ścieżki transmisji charakteryzuje się porównywalnymi parametrami jak algorytmy tradycyjne [1, 2], ale osiąga to niskim kosztem obliczeniowym i przy niewielkich wymaganiach w stosunku do pamięci dostępnej w węzłach.

7. Podsumowanie

W artykule przedstawiono odmienną od typowych metodę organizacji ruchu w sieciach *ad hoc* opartych na węzłach o małej mocy nadawczej i niewielkich zasobach. Sieci tego rodzaju znajdują zastosowanie na przykład jako warstwa komunikacyjna w sieciowych układach sterowania i w sieciach czujnikowych. Zaproponowana metoda opiera się na teorii gier.

W przeciwieństwie do routingu węzły nie wyznaczają ścieżki transmisji, ale ścieżka taka powstaje jako skutek niezależnych decyzji podejmowanych przez uczestników gry, optymalizujących swoje korzyści na podstawie systemu kar i nagród. W artykule zaproponowano również protokół zarządzający wymianą komunikatów i przeprowadzono symulacyjne badanie jego efektywności.

Opracowana metoda stanowi skalowalne rozwiązanie przystosowane do urządzeń o ograniczonych zasobach. Ponadto, charakteryzuje się wysokim wykorzystaniem dostępnego pasma i dużą odpornością na błędy estymacji stanu sieci (powodowane np. mobilnością węzłów).

BIBLIOGRAFIA

1. Murthy C., Manoj B.: Ad-Hoc Wireless Networks. Prentice Hall Communication, New York 2004.
2. Broch J., Maltz D.A., Johnson D.B., Hu Y.C., Jetcheva J.: A performance comparison of multi-hop wireless ad hoc network routing protocols. MobiCom'98 Proceedings of the 4th annual ACM/IEEE International conference on Mobile computing and networking, 1998, s. 85-97.
3. Peng C., Yue D., Han Q.L.: Communication and Control for Networked Control Systems. Springer, Berlin-Heidelberg 2015.

4. Ignaciuk P., Morawski M.: Mitigating the impact of delay uncertainty on the performance of LQ optimal remote control systems. Proceedings of 12th IFAC Workshop on Time Delay Systems, Ann Arbor, MI, USA, 2015, s. 452-457.
5. Han Z., Niyato D., Saad W., Basar T., Hjørungnes A.: Game Theory in Wireless and Communication Networks: Theory, Models, and Applications. Cambridge University Press, New York 2012.
6. Malanchini I., Weber S., Cesana M.: Stochastic characterization of the spectrum sharing game in ad-hoc networks, Computer Networks, vol. 81, 2015, s. 63-78.

Abstract

The key aspect of delivering data from one node to another in a communication network is finding a suitable path through relaying nodes, i.e. routing. The standard routing solutions work well in reliable networks, but do not achieve acceptable performance in low-power, noisy, and dynamic environments due to high overhead associated with establishing a consistent view of the network [2]. The paper presents a different solution to the problem of data delivery based on an evolutionary game [5] between the network nodes. In the proposed approach, instead of forming a fixed path, the nodes take independent forwarding decisions based on incentive matrices presented in Table 1 and Table 2 and on the assessment of neighbors behavior and the state of the environment. The set of nodes participating in data transfer self-adjusts to the current networking conditions according to the game using (6) and (8), without involvement of a control plane. As a result, a low-overhead alternative to routing is obtained. The proposed solution is particularly well suited for *ad-hoc* wireless networks serving time-sensitive data, e.g. it can provide an efficient communication platform for low-cost networked control systems. The adjustments are possible due to designed protocol, that provides information necessary to evaluate the game incentives properly. The game dynamics is analyzed both by Matlab and by the discrete events simulator as presented in Fig. 2.

Adresy

Michał MORAWSKI: Politechnika Łódzka, Instytut Informatyki, Wólczańska 215, 90-924, Łódź, Polska, michal.morawski@p.lodz.pl

Przemysław IGNACIUK: Politechnika Łódzka, Instytut Informatyki, Wólczańska 215, 90-924, Łódź, Polska, michal.morawski@p.lodz.pl