

УДК 621.391

ББК 32.81

ДИНАМИЧЕСКАЯ МОДЕЛЬ СИСТЕМЫ СВЯЗИ ГРУППЫ АГЕНТОВ¹

Кузнецов А.В.²

(Воронежский государственный университет, Воронеж)

Построена модель задержек сообщений в сети мобильной связи агентов, в которой связность и виды каналов между агентами изменяются во времени. Агенты перемещаются по местности, на которой расположены препятствия, затрудняющие связь между агентами. Рассмотрены возможные способы применения модели.

Ключевые слова: модель движения, модель системы связи, клеточный автомат, теория расписаний.

1. Введение

В предыдущих работах [1, 2] автором были предложены модель движения иерархически организованных агентов и модель конфликта таких агентов. При описании модели конфликта агентов была сконструирована упрощенная система связи, позволяющая агентам обмениваться сигналами о наступлении или отступлении. Данная статья посвящена моделированию системы связи, подобной тем, что используются в тактическом звене управления воинским формированием у нас в стране и за рубежом. Одной отличительной чертой моделируемой системы связи является то, что канал связи между двумя агентами может состоять из нескольких каналов, организованных совершенно различ-

¹ Работа выполнена при финансовой поддержке РФФИ, грант № 18-07-01240 А.

² Александр Владимирович Кузнецов, кандидат физико-математических наук, доцент (avkuz@bk.ru).

но как на физическом уровне, так и на уровне протоколов. Другой чертой является неустойчивость системы военной связи (которая относится, в целом, к классу MANET [4], хотя и может иметь некую стационарную компоненту). В один момент времени между агентами, которые, как правило, оснащены как высокоскоростными средствами с протоколами типа WiMAX или Wi-Fi, так и низкоскоростными узкополосными радиостанциями диапазона МВ или ДКМВ с нестандартизированными протоколами передачи данных, может быть организован высокоскоростной канал, а в другой – только низкоскоростной, а в некоторые промежутки времени невозможно организовать никакого канала или возможно организовать только составной канал. По очевидным причинам, в открытой печати не существует подробного описания систем военной связи, однако функции и архитектуру таких систем можно понять из многочисленных популярных статей, например [5].

Вышесказанное делает довольно затруднительным моделирование канала связи на сетевом или канальном уровне. Более того, в военных условиях интерес представляет не доставка пакета, а именно доставка сообщения в установленный срок, так как ценность доставленной со значительной задержкой информации может оказаться нулевой. Поэтому моделирование будет проводиться на уровне сообщений, которыми обмениваются агенты, с упрощением очень многих деталей.

Предлагаемая модель сети связи состоит из двух частей – изменяющегося во времени в зависимости от местоположения связываемых агентов графа системы связи, имеющего ребра, соответствующие каналам связи разного вида, и присвоенных вершинам графа системы связи расписаний рассылки сообщений по другим вершинам, причем скорость доставки сообщения зависит от вида канала между узлом-отправителем и узлом-адресатом. Таким образом, задачи, возникающие при исследовании модели, в некоторой степени напоминают динамические задачи теории расписаний, типа задач управления транспортными системами, однако, в отличие от многих задач этого типа, допустимо одно-

временное обслуживание произвольного количества требований. Классические модели из теории телетрафика не вполне подходят – поступление сообщений в канал не случайно, а обусловлено расписанием и потеря сообщения исключена. С другой стороны, в разных каналах применяются различные протоколы, не всегда документированные, с разными максимальными скоростями передачи и дисциплинами обслуживания пакетов, что затрудняет имитационное моделирование в известных средах типа ns-3 или OMNeT++. Все вышеперечисленное и подтолкнуло автора к созданию предлагаемой феноменологической модели сети военной связи. Отметим, что аналогичная задача, но без учета движения агентов по местности, была рассмотрена автором в [3]. Также, стоит указать, что автором было реализовано программное обеспечение «Психодод» (<https://bitbucket.org/bokohodteam/bokohod>), реализующее на настоящий момент алгоритмы, приведенные в работе.

2. Ячейки и состояния.

Будем исследовать клеточный автомат, моделирующий движение и конфликт агентов, ранее описанного вида [2]. Предположим, что множество ячеек нашего автомата – это $\mathbb{Z}^2$, а в качестве множества состояний будем рассматривать множество векторов типа

$$\mathcal{E} = F \times W \times Q \times U = \{(f_{ij}, w_{ij}, q_{ij}; u_{ij}) | (i, j) \in \mathbb{Z}^2\},$$

где для всех $i, j \in \mathbb{Z}^2$ $f_{ij} \in F = \{0, 1, 2\}$, $u_{ij} \in U \subset \mathbb{R}$ – ограниченное множество, $w_{ij} \in W \subseteq \mathbb{Z}^g$ – набор чисел, необходимый для реализации внутренней динамики клеточного автомата (подробнее данный набор описан в [2]),

$$\sum_{i,j \in \mathbb{Z}} f_{ij} < \infty.$$

Значение $f_{ij} = 0$ соответствует отсутствию, $f_{ij} = 1$ или $f_{ij} = 2$ – наличию в клетке (i, j) агента, принадлежащему к первой или

второй противоборствующей стороне соответственно. Величина $q_{ij} \in Q \subset \mathbb{Z}^p$ соответствуют некоторому уникальному идентификатору агента, находящегося в клетке с координатами (i, j) . Этот идентификатор является вектором целых чисел, так как в предыдущих работах автора рассматривались модели, учитывающие внутреннюю p -уровневую иерархию агентов, компонента с номером $k = \overline{1, p-1}$ вектора q_{ij} соответствует номеру агента (группы агентов) k -го уровня иерархии внутри группы $k+1$ -го уровня иерархии, p -я компонента вектора q_{ij} соответствует номеру группы агентов (агента) самого верхнего уровня.

Значения u_{ij} соответствуют некоторой характеристике местности, влияющей на распространение радиоволн – например, высоте середины квадрата с координатами (i, j) над уровнем моря, лесистости, наличию зданий и т.п.

Для целей практической реализации можно считать, что в множестве клеток $\mathbb{Z}^2$ выделен квадрат K из клеток с положительными координатами, не превосходящими длины стороны квадрата L_K , причем для любой клетки (i, j) вне этого квадрата всегда $f_{ij} = 0$, $w_{ij} = 0$, $q_{ij} = 0$, вне квадрата $u_{ij} = 0$, т.е. клетки вне квадрата K находятся всегда в состоянии покоя.

Поскольку сама модель движения и конфликта была уже рассмотрена в предыдущих статьях [1, 2], то можно считать, что выборы f_{ij} , w_{ij} , q_{ij} являются исходными данными и уже заданы во всех $i, j \in \mathbb{Z}^2$ в любой момент функционирования автомата.

3. Граф системы связи.

Должен быть задан граф потребностей в связи, указывающий на то, какие вообще агенты должны быть связаны друг с другом. Пусть $Q_f \subseteq Q$ – множество вершин-идентификаторов агентов, принадлежащих к стороне f , $E_f \subseteq Q_f \times Q_f$ – множество ребер, определяющее связность агентов. Определим граф потребностей в связи стороны f как $\Pi_f = (Q_f, E_f)$.

Система связи может изменяться в каждый момент $t \in \mathbb{Z}$, $t = \overline{0, N}$ функционирования клеточного автомата в зависимости от дальности агентов, особенностей местности, применения

средств радиоэлектронной борьбы и т.п. Зададим граф системы связи соответствующим образом, чтоб отразить это:

$$\Gamma_f(t) = (V_f(t), C, \varphi_f(t, \cdot)),$$

где $f = \overline{1, 2}$, $V_f(t) = \{(i, j) \in \mathbb{Z}^2 | f_{ij}(t) = f\}$ – множество клеток, в которых в данный момент t находятся агенты стороны f , $C = \{c_1, \dots, c_l\}$ – множество каналов, $\varphi_f(t, \cdot) : C \rightarrow V_f(t) \times V_f(t)$ – функция инцидентности. Каждый элемент множества C может означать, например, канал (Hotspot) некоторой модификации Wi-Fi 802.11b ($\sim 2, 4$ ГГц) в диапазоне ДМВ (300 МГц – 3 ГГц), канал определенной модуляции, например, ЧМ в диапазоне МВ (30 – 300 МГц), канал определенной модуляции, например *USB*, в диапазоне ДКМВ (3 – 30 МГц). Таким образом, $c \in C$ является числовым идентификатором определенного канала связи.

Будем считать, что все каналы имеют некоторый m -мерный «вес» – абстракцию свойств канала – предельной дальности, необходимости прямой видимости и т.п., определенный функцией $\psi_1 : C \rightarrow \mathbb{R}^m$, $\psi_1 = (\psi_1^1, \dots, \psi_1^m)$. Длина вектора веса m зависит количества выделяемых у канала связи признаков, т.е. от степени желаемой детализации модели системы связи.

Также для каждого канала $c \in C$ задана предельная скорость передачи данных (пропускная способность) $v_{max}(c)$.

Обозначим через $L(i_1, j_1; i_2, j_2)$ множество всех клеток, пересекаемых в более чем одной точке отрезком прямой между точками $(i_1 + 0, 5, j_1 + 0, 5)$ и $(i_2 + 0, 5, j_2 + 0, 5)$. Будем считать, что задана функция видимости $\psi_2 : 2^{\mathbb{Z}^2} \rightarrow \mathbb{R}^m$, определяющая, каковы условия для организации канала, $\psi_2 = (\psi_2^1, \dots, \psi_2^m)$.

Приведем пример такой функции видимости для $m = 2$. Если величина u_{ij} из вектора состояния ячейки соответствует высоте местности, то уравнение прямой, проходящей через середины клеток (i_1, j_1) , (i_2, j_2) на высоте $u_{i_1 j_1}$ и $u_{i_2 j_2}$ над серединами первой и второй клетки соответственно будет (в координатах ι , κ , $v(\iota, \kappa)$).

$$\frac{\iota - i_1 - 0, 5}{i_2 - i_1} = \frac{\kappa - j_1 - 0, 5}{j_2 - j_1} = \frac{v - u_{i_1, j_1}}{u_{i_2, j_2} - u_{i_1, j_1}}.$$

Соответственно, можно рассчитать, насколько высота клеток по середине отрезка, соединяющего середины клеток (i_1, j_1) , (i_2, j_2) , превышает линию, соединяющую клетки на его концах, вычисляя величину типа

$$(1) \quad \psi_2^1(L(i_1, j_1; i_2, j_2)) = \max_{(\iota, \kappa) \in L(i_1, j_1; i_2, j_2)} u_{\iota, \kappa} - v(\iota, \kappa).$$

Очевидно, что если значение ψ_2^1 будет много больше нуля, то, например, каналы ДМВ между соответствующими клетками организовать будет нельзя, хотя возможно будет, до какого-то значения ψ_2^1 , организовать каналы МВ и т.п. Соответствующим образом должны быть назначены и веса для каналов данных типов.

Также можно ограничить каналы некоторой предельной длиной между серединами квадратов (i_1, j_1) и (i_2, j_2) и положить

$$(2) \quad \psi_2^2(L(i_1, j_1; i_2, j_2)) = \sqrt{(i_2 - i_1)^2 + (j_2 - j_1)^2}.$$

Описание так сконструированной функции видимости можно пояснить рисунком 1. На нем высоты незаштрихованных клеток равны 0, высоты клеток, штрихованных одинарной штриховкой, равны 1. «Вес» канала c определим как $\psi_1(c) = (1, 200)$, т.е. канал может быть организован через клетки, «возвышающиеся» над связываемыми не более, чем на 1, и максимальная дальность канала – приблизительно 200 клеток (точная оценка зависит от того, как именно расположены клетки). Как показано на рисунке 1, $\psi_2(L(2, 3; 2, 5)) = (\psi_2^1(L(2, 3; 2, 5)), \psi_2^2(L(2, 3; 2, 5))) = (1, 2)$.

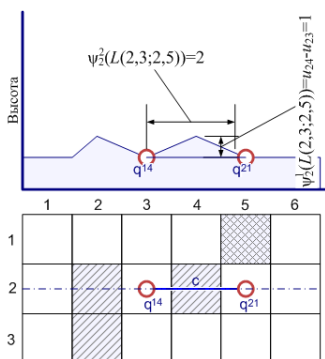


Рис. 1. Пример функции видимости.

Определим функцию совместимости каналов $com : C \times C \rightarrow \{0, 1\}$. Каналы c_i, c_j будут совместимыми ($com(c_i, c_j) = 1$), если возможна одновременная работа обоих каналов без помех и несовместимыми ($com(c_i, c_j) = 0$) – в противоположном случае. Если организовано n несовместимых каналов, по которым одновременно осуществляется отправка сообщений, то скорость передачи данных по каждому из них падает в n раз.

Функция инцидентности отвечает следующим условиям. Пусть

- 1) $\varphi_f(t, c_k) = ((i_1, j_1), (i_2, j_2))$,
- 2) Клетка (i_1, j_1) имеет состояние $(f, w_{i_1 j_1}, q_{i_1 j_1}; u_{i_1 j_1})$.
- 3) Клетка (i_2, j_2) имеет состояние $(f, w_{i_2 j_2}, q_{i_2 j_2}; u_{i_2 j_2})$.

Тогда

- 1) $(q_{i_1 j_1}, q_{i_2 j_2}) \in E_f$. Это значит, что в любой момент времени связаны не произвольные агенты, а лишь те, которые изначально должны быть связаны в соответствии с графом Π_f , что соответствует логике планирования связи.
- 2) Для всех $i = \overline{1, m}$, где m – длина вектора веса, $\psi_1^i(c_k) \geq \psi_2^i(L(i_1, j_1; i_2, j_2))$. Это означает, что вес канала не может быть меньше, чем допускают условия видимости.
- 3) Максимальная пропускная способность канала c_k – наибольшая из возможных. Это означает, что сначала пытаются назначить каналы с максимальной v_{max} , а если это не получается (каналы данной пропускной способности кончились или назначение канала запрещает функция видимости) – то с меньшей пропускной способностью.

Агенты с идентификаторами из множества Q_f могут являться адресатами или отправителями сообщений друг для друга. Сообщения рассылаются каждым агентом с идентификатором $q \in Q_f$ по определенному расписанию

$$(3) \quad R(q) = \{(t_i, q_i, b_i, \tilde{t}_i, \gamma_i) | i \in \mathbb{Z}\},$$

где $(t_i, q_i, b_i, \tilde{t}_i, \gamma_i) \in R(q)$ имеет следующий смысл: t_i – момент времени, в который рассылается сообщение длиной b_i , которое должно быть доставлено за время $\tilde{t}_i$ адресату с идентификатором q_i , $\gamma_i \in \mathbb{N}$ – важность сообщения, определяющая, какая часть канала достанется на передачу сообщения, если через один и тот же канал одновременно пересылается несколько сообщений. При некоторых состояниях клеточного автомата (соответствующим обнаружению противника, попаданию в окружение и т.п.) сообщения рассылаются внепланово и имеют зависящую от состояния клеток в окрестности агента длину и срок доставки.

Идентификатор агента, находящегося в момент времени t в клетке с координатами z в момент времени t , будем обозначать $q(t, z)$. Клетку, в которой в момент времени t находится агент с идентификатором q , будем обозначать $z(t, q)$.

Канал, соединяющий z и z' в момент времени t обозначим как $c(t, z, z') = c(t, q, q')$, $q = q(t, z)$, $q' = q(t, z')$. Если вершины z, z' не смежные в графе $\Gamma_f(t)$ и существует некоторый путь, их соединяющий (кратчайший или иной обусловленный выбранной моделью передачи информации), то $c(t, z, z')$ – множество всех каналов-ребер данного пути.

Количество каналов несовместимых с $c = c(t, q, q')$, по которым происходит передача информации в момент времени t обозначим как $n(t, c)$.

Заметим, что в статье [6] была вкратце описана подобная конструкция коммуникационного графа, не связанная, однако, с клеточным автоматом.

4. Модель передачи информации.

Длину сообщения вместе с накладными расходами на пересылку, отправленного агентом с идентификатором q агенту с идентификатором q' в момент времени t будем обозначать как $b(t, q, q')$. Если $t = t_i$ из расписания $R(q)$ и q' входит в число адресатов в момент t_i , то объем пересылаемого сообщения в «чистом виде» будет, согласно (3), b_i , а вместе с накладными

расходами станет

$$(4) \quad b(t, q, q') = K_1(t, c(t, q, q'))b_i + K_2,$$

иначе $b(t, q, q') = 0$. Здесь $K_1(t, c(t, q, q')) > 0$, $K_2 > 0$ – коэффициенты накладных расходов на пересылку. Далее будем полагать, что обозначения типа b , b' обозначают уже длины сообщений с учетом накладных расходов.

Будем обозначать скорость в канале c в момент времени t как $v(t, c)$. Скорость зависит от пропускной способности канала $v_{max}(c)$ и от некоторых нижеперечисленных случаев. Если по каналу c передается в некоторый интервал времени только одно сообщение, то в этот интервал $v(t, c) = v_{max}(c)$, иначе скорость падает прямо пропорционально количеству n одновременно передаваемых в один интервал сообщений как $v(t, c) = v_{max}(c)/n$ (см. далее).

Если $c(t_0, q_0, q_r)$ содержит в себе некий путь из более чем одного ребра (который обозначим $q_0 \dots q_i \dots q_r$) и передача сообщения длиной b_0 в момент времени t_0 осуществляется именно по этому пути, то в узле $z_i = z(t, q_i)$ может устанавливаться задержка $d_i(t)$ перед отправкой сообщения из транзитного узла далее по маршруту. Будем считать, что сообщение начнет исходить из i -й вершины маршрута, $i = \overline{1, r-1}$, в момент времени

$$t_i = t_{i-1} + d_i(t_{i-1}) + \frac{b\alpha}{v(t_{i-1}, c(t_{i-1}, q_{i-1}, q_i))},$$

где t_{i-1} – время, в которое сообщение начало передаваться из предыдущего узла маршрута, α – параметр системы, отвечающий за то, после приема какой части сообщения транзитный узел начинает ретрансляцию, $0 < \alpha \leq 1$, $b = K_1(t_{i-1}, c(t_{i-1}, q_{i-1}, q_i))b_0 + K_2$. Скорость передачи сообщения по i -му каналу-ребру маршрута в момент времени t_i , $i = \overline{1, r}$, будем считать равной наименьшей из скоростей передачи сообщения по всем предыдущим ребрам маршрута и самого i -го ребра:

$$v(t_i, c(t_i, q_{i-1}, q_i)) = \min_{j=\overline{1, i}} v(t_j, c(t_j, q_{j-1}, q_j)).$$

Скоростью всего маршрута будем считать скорость в его последнем ребре.

Пусть в канале $c = c(t, q, q')$ начиная с момента t передается сообщение β длиной в b с приоритетом γ . В процессе передачи в момент времени t' возможны три «элементарных случая», влияющих на время доставки сообщения (пока предполагается, что в достаточно большой интервал времени происходит только один случай из нижеперечисленных):

- 1) В момент времени t' сменяется канал: $c' = c(t', q, q')$, тогда время доставки сообщения становится

$$(5) \quad \hat{T}_1(\beta) = t' + \frac{b - (t' - t)v(t, c)}{v(t', c')}.$$

- 2) В момент времени $t' \geq t$ в канал поступает сообщение β' длиной b' и приоритетом γ' , таким что $\gamma \neq 0$ или $\gamma' \neq 0$. Тогда время доставки сообщения β составит

$$(6) \quad \hat{T}_2(\beta) = t' + \frac{(\gamma + \gamma')(b - (t - t')v(t, c))}{\gamma v(t, c)},$$

а продолжительность доставки сообщения β' составит

$$(7) \quad \hat{T}_2(\beta') = \frac{(\gamma + \gamma')b'}{\gamma' v(t, c)}.$$

При этом, если сообщение β будет доставлено до окончания доставки сообщения β' , т.е. если $\hat{T}_2(\beta) < t' + \hat{T}_2(\beta')$, то выражение (7) изменится как

(8)

$$\begin{aligned} \hat{T}_2(\beta') &= \hat{T}_2(\beta) - t' + \frac{b' - \frac{(\hat{T}_2(\beta) - t')v(t, c)\gamma'}{\gamma + \gamma'}}{v(t, c)} = \hat{T}_2(\beta) - t' + \\ &+ \frac{b'(\gamma + \gamma') - (\hat{T}_2(\beta) - t')v(t, c)\gamma'}{(\gamma + \gamma')v(t, c)} = \\ &= \frac{b + b' - v(t, c)(t - t')}{v(t, c)} = \frac{b + b'}{v(t, c)} + t' - t, \end{aligned}$$

а если сообщение β' будет доставлено до окончания доставки сообщения β , т.е. $\hat{T}_2(\beta) > t' + \hat{T}_2(\beta')$, то выражение (6)

изменится как

(9)

$$\hat{T}_2(\beta) = t' + \hat{T}_2(\beta') + \frac{b - t'v(t, c) - \frac{\hat{T}_2(\beta')v(t, c)\gamma}{(\gamma + \gamma')}}{v(t, c)} = \frac{b + b'}{v(t, c)}.$$

- 3) В несовместимый с c канал начинают в момент времени t' передавать сообщение β' длиной b' . Тогда время доставки сообщения β становится

$$(10) \quad \hat{T}_3(\beta) = t' + \frac{b - (t' - t)v(t, c)}{v(t', c)},$$

где $v(t', c) = v(t, c)/2$ (несложно видеть, что если сообщение начинает передаваться по $n = n(t, c)$ несовместимым каналам, то $v(t', c) = v(t, c)/n$). Если сообщение β' будет доставлено до окончания доставки сообщения β (тогда продолжительность доставки сообщения β' будет $t'' = b'/v(t', c)$), то время доставки сообщения β станет

$$(11) \quad \hat{T}_3(\beta) = t' + t'' + \frac{b - (t' - t)v(t, c) - (t'' - t')v(t', c)}{v(t, c)}.$$

Алгоритм исследования задержек в системе связи вкратце следующий (перед началом работы алгоритма полагаем множество $TC_f^{(i)} = \{\}, i = 0$):

Шаг 1. Разбить граф $\Gamma_f(t)$ на подграфы (если это возможно) $\Gamma_f^{(i)}(t)$, такие что для любой вершины $z = z(t, q)$ графа $\Gamma_f^{(i)}(t)$ справедливо, что, если q' является адресатом в расписании $R(q(t, z))$, то $z' = z(t, q')$ является вершиной графа $\Gamma_f^{(i)}(t)$ и что подграфы $\Gamma_f^{(i)}(t)$ и $\Gamma_f^{(j)}(t)$ имеют максимально одну общую вершину. Очевидно, что каналы в таких подграфах освобождаются и занимаются независимо и вместо изучения всего графа целиком можно изучать передачу информации по меньшим по размеру подграфам.

Шаг 2. В каждом графе $\Gamma_f^{(i)}(t)$ для каждого t построить упорядоченный список $TC1_f^{(i)} = \{\tau_1, \dots, \tau_m\}$ моментов, в которых происходит «элементарный случай» 1 (смена канала).

Шаг 3. Для каждой вершины q графа $\Gamma_f^{(i)}(t)$ просмотреть расписание $R(q)$ и построить упорядоченный по возрастанию t список

$$TTr_f^{(i)} = \{(t_j; q_j, q'_j, b_j, \tilde{t}_j, \gamma_j) | j = \overline{1, l}\}$$

моментов, в которых происходит рассылка сообщений с адресатом q' в $\Gamma_f^{(i)}(t)$.

Шаг 4. Для каждого элемента $(t_j; q_j, q'_j, b_j, \tilde{t}_j, \gamma_j)$ из $TTr_f^{(i)}$ последовательно вычислить время прохождения сообщения $\tilde{T}_j$, учитывая по формуле (4) накладные расходы и увеличивая или уменьшая время прохождения в соответствии с формулами (5) - (11), если на время передачи информации по расписанию придется момент из $TC_f^{(i)}$ или же возникнут «элементарные случаи» 1 или 2, моменты возникновения которых последовательно рассчитываются.

С этой целью полагаем $j = 1$, множество моментов случая 2 $TC2_f^{(i)} = \{\}$, множество моментов случая 3 $TC3_f^{(i)} = \{\}$, множество времен прохода сообщений через транзитные узлы $TM_f^{(i)} = \{\}$ и совершаем:

Шаг 4.1. Упорядочиваем $TTr_f^{(i)} \cup TM_f^{(i)}$ по возрастанию t . Выбираем $t_j \in TTr_f^{(i)} \cup TM_f^{(i)}$. Вычисляем $T_j = t_j + (b(t_j, q_j, q'_j)/v(t_j, c(t_j, q_j, q'_j)))$.

Шаг 4.2. Полагаем $TC_f^{(i)} = TC1_f^{(i)} \cup TC2_f^{(i)} \cup TC3_f^{(i)}$, упорядочиваем $TC^{(i)}$ по возрастанию. Если существуют $t_k^c, t_{k+1}^c \in TC^{(i)}$, такие что

$$t_k^c < t_j < t_{k+1}^c \text{ и } T_j > t_{k+1}^c \text{ или}$$

$$0 < t_j < t_1^c = \min TC_f^{(i)} \text{ и } T_j > t_1^c,$$

то изменяем T_j в соответствии с формулами (6)–(11), причем нужную формулу выберем в зависимости от того, моментом какого «элементарного случая» является t_{k+1}^c или t_1^c .

Шаг 4.3. Если $T_j > t_{j+1}$ и q_{j+1}, q'_{j+1} таковы, что при пересылке между ними информации в момент времени t_{j+1}

- задействуется канал между q_j, q'_j , то добавляем t_{j+1} в $TC2_f^{(i)}$,
- задействуется зависимый от $c(T_j, q_j, q'_j)$ канал, то добавляем t_{j+1} в $TC3_f^{(i)}$,
- $c(t_j, q_j, q'_j)$ – путь из более, чем одного ребра и q_s, q'_s – соседние узлы в этом пути, между которыми в момент t_{j+1} передается сообщение размером b (включая накладные расходы), то добавляем $t_s + b\alpha/v(t_s, c(t_s, q_s, q'_s)) + d_s(t_s)$, где t_s – время попадания сообщения в узел $q_s, t_j < t_s < t_{j+1}$, $d_s(t_s)$ – задержка сообщения в узле q_s , в $TM_f^{(i)}$,
- переходим к шагу 4.2.

Иначе, если $j \leq l$ – увеличиваем j на единицу, переходим к шагу 4.1, если $j > l$ – к шагу 5.

Шаг 5. Конец.

Можно заметить, что основные элементы модели – сообщения, каналы и скорость передачи аналогичны, соответственно, требованиям, машинам и ресурсам задачи построения расписания выполнения работ проекта с учетом отношений предшествования и ограничения на ресурсы (RCPSp, [7]).

В разделе 5 покажем работу алгоритма на конкретном примере.

5. Демонстрация работы алгоритма.

Для проверки модели выберем типичный фрагмент военной сети связи $\Gamma_1(t)$, в котором агенты q^{11}, q^{12}, q^{13} – командиры отделений связаны с командиром взвода q^{14} , который, в свою очередь, соединен с командиром роты q^{21} , а последний – с командиром батальона q^{31} . Нижестоящие агенты периодически докладывают вышестоящим об изменениях в обстановке и об исполнении приказов, а вышестоящие направляют нижестоящим различные указания. Агенты обычно пользуются для обмена сообщениями

высокоскоростными каналами одного типа, а в случае невозможности их применения из-за помех или особенностей рельефа – используют низкоскоростные каналы, также одного типа (рисунок 2).

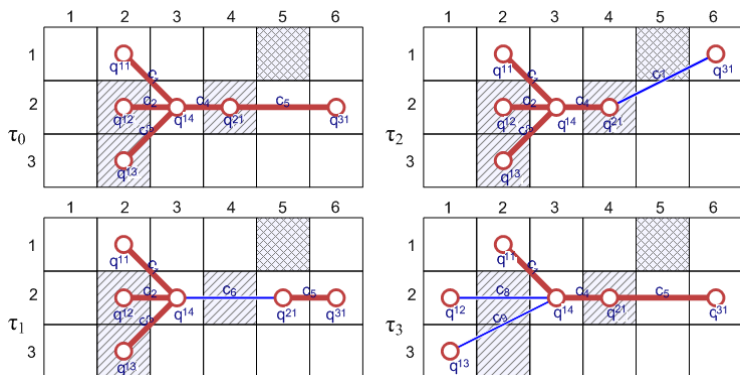


Рис. 2. Поведение модельной системы связи. Штриховкой обозначена степень проницаемости клетки для радиоволн, чем гуще штриховка, тем хуже проницаемость

Для того чтобы избежать излишних вопросов, длины сообщений, время рассылки и максимальную пропускную способность каналов будем исчислять в условных безразмерных единицах.

Здесь $C = \{c_1, \dots, c_9\}$, $Q = Q_1 = \{q^{11}, q^{12}, q^{13}, q^{14}, q^{21}, q^{31}\}$,

$$v_{\max}(c_i) = \begin{cases} 400 \text{ единиц в такт,} & i = \overline{1, 5}, \\ 4 \text{ единицы в такт,} & i = \overline{6, 9}. \end{cases}$$

Функция совместимости каналов com задается таблицей 1.

Таблица 1. Значения функции cot

	c_1	c_2	c_3	c_4	c_5	c_6	c_7	c_8	c_9
c_1	1	0	0	1	1	1	1	1	1
c_2	0	1	0	1	1	1	1	1	1
c_3	0	0	1	1	1	1	1	1	1
c_4	1	1	1	1	1	1	1	1	1
c_5	1	1	1	1	1	1	1	1	1
c_6	1	1	1	1	1	1	1	1	1
c_7	1	1	1	1	1	1	1	1	1
c_8	1	1	1	1	1	1	1	1	0
c_9	1	1	1	1	1	1	1	0	1

Моменты $\tau_i \in \mathbb{Z}$, $i = \overline{0, 3}$, изменения графа таковы: $\tau_0 = 0$, $\tau_1 = 350$, $\tau_2 = 801$, $\tau_3 = 821$.

Функция весов каналов задается как

$$(12) \quad \psi_1(c_i) = \begin{cases} (0, 100), & i = \overline{1, 5}, \\ (1, 5, \quad 200), & i = \overline{6, 9}. \end{cases}$$

Первая компонента $\psi_1(c_i)$ соответствует способности канала пропускать клетки, вторая – максимальной дальности (в клетках), на которой может работать канал. Клетки (i_1, j_1) и (i_2, j_2) могут быть соединены каналом c только если

$$\psi_1^k(c) \geq \psi_2^k(L(i_1, j_1; i_2, j_2)), \quad k = \overline{1, 2}.$$

где ψ_2 – функция, определяемая соотношениями (1), (2).

Предполагается, что накладные расходы несутся. Расписание агентов пусть имеет вид:

- для q^{ij} , $i = 1$, $j = \overline{1, 3}$, $R(q^{ij}) = \{(600 + 100p, q^{14}, 300, 30, 1) | p = \overline{0, 4}\}$;
- $R(q^{14}) = \{(400 + 100p, q^{1k}, 300, 30, 1) | p = \overline{0, 6}, k = \overline{1, 3}\} \cup \{(800 + 150p, q^{21}, 900, 30, 1) | p = \overline{0, 2}\}$;
- $R(q^{21}) = \{(200 + 150p, q^{14}, 900, 30, 1) | p = \overline{0, 6}\} \cup \{(1000 + 200p, q^{31}, 850, 30, 1) | p = \overline{0, 1}\}$;

$$\bullet R(q^{31}) = \{(200p, q^{21}, 900, 30, 1)|p = \overline{0, 6}\} \cup \{(800, q^{14}, 950, 30, 1)\}.$$

Функция $\mathcal{Q} : Q \times \overline{1, N} \rightarrow \mathbb{Z}^2$ задается таблицей 2. Эта функция позволяет получать местоположение агента q^{ij} в некоторый момент времени $t = \overline{1, N}$.

Таблица 2. Значения функции $\mathcal{Q}$

	$\tau_0 \leq t < \tau_1$	$\tau_1 \leq t < \tau_2$	$\tau_2 \leq t < \tau_3$	$t \geq \tau_3$
q^{11}	(1,2)	(1,2)	(1,2)	(1,2)
q^{12}	(2,2)	(2,2)	(2,2)	(2,1)
q^{13}	(3,2)	(3,2)	(3,2)	(3,1)
q^{14}	(2,3)	(2,3)	(2,3)	(2,3)
q^{21}	(2,4)	(2,5)	(2,4)	(2,4)
q^{31}	(2,6)	(2,6)	(1,6)	(2,6)

Свойства местности, изображенной на рисунке 2, будут описываться следующей матрицей

$$(13) \quad \mathcal{U} = (u_{ij})_{j=\overline{1,6}}^{i=\overline{1,3}} = \begin{pmatrix} 0 & 0 & 0 & 0 & 2 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 \end{pmatrix}.$$

Множество ребер графа потребностей в связи $\Pi_1 = (Q, E_1)$ будет иметь вид

$$E_1 = ((q^{11}, q^{14}), (q^{12}, q^{14}), (q^{13}, q^{14}), (q^{14}, q^{21}), (q^{21}, q^{31})).$$

На основе графа Π_1 , матрицы $\mathcal{U}$ (13) и функции весов каналов ψ_1 (12) конструируется функция инцидентности φ_1 графа связи Γ_1 , вид которой показан в таблице 3. Например, в момент времени τ_0 клетки (1, 2) и (2, 3) соединены каналом c_1 , так как в этих клетках, согласно таблице 2, находятся агенты q^{11} и q^{14} , $(q^{11}, q^{14}) \in E_1$, $\psi_1^1(c_1) = 0 \geq \psi_2^1(L(1, 2; 2, 3)) = 0$ и $\psi_1^2(c_1) = 100 \geq \psi_2^2(L(1, 2; 2, 3)) = \sqrt{2}$ и

$$c_1 \in \arg \max_{c \in C} v_{max}(c).$$

Таблица 3. Значения функции φ_1

	τ_0	τ_1	τ_2	τ_3
c_1	((1,2),(2,3))	((1,2),(2,3))	((1,2),(2,3))	((1,2),(2,3))
c_2	((2,2),(2,3))	((2,2),(2,3))	((2,2),(2,3))	-
c_3	((3,2),(2,3))	((3,2),(2,3))	((3,2),(2,3))	-
c_4	((2,3),(2,4))	((2,3),(2,4))	-	((2,3),(2,4))
c_5	((2,4),(2,6))	-	-	((2,4),(2,6))
c_6	-	((2,3),(2,5))	-	-
c_7	-	-	((2,4),(1,6))	-
c_8	-	-	-	((2,1),(2,3))
c_9	-	-	-	((3,1),(2,3))

В соответствии с шагом 1 алгоритма, граф $\Gamma_1(t)$ может быть в любой такт разбит на два подграфа

$$\Gamma_1^{(0)}(t) = (\{z(t, q^{11}), z(t, q^{12}), z(t, q^{13}), z(t, q^{14}), z(t, q^{21})\}, C, \varphi_1),$$

$$\Gamma_1^{(1)}(t) = (\{z(t, q^{21}), z(t, q^{31}), z(t, q^{14})\}, C, \varphi_1).$$

Легко видеть, что обмен начнется в каналах между (q^{31}, q^{21}) и сообщения, отправленные от q^{31} к q^{21} в моменты времени $t_{2p+1} = 200p$, $p = \overline{0, 3}$, будут приходить в срок

$$T_{2p+1} = 200p + \frac{900}{400} = 202, 25.$$

В момент $t_8 = 800$ произойдет «элементарный случай» 2, скорость передачи упадет в 2 раза и сообщение от q^{31} к q^{21} должно было бы прийти за

$$T_8 = 800 + 2 \cdot \frac{900}{400} = 804, 5.$$

Так как в момент $\tau_2 = 801 > T_8$ происходит «элементарный случай» 1 – смена канала между (q^{31}, q^{21}) , то сообщение от q^{31} к

q^{21} придет за время

$$T_8 = 801 + \frac{900 - (801 - 800)200}{4} = 976.$$

В момент $\tau_3 = 821$ опять произойдет «элементарный случай» 1, так как $T_8 > \tau_3$ и поэтому необходимо изменить значение T_8 так, что

$$T_8 = 821 + \frac{900 - (801 - 800)200 - (821 - 801)2}{200} = 824,3.$$

Аналогично, время доставки сообщения от q^{31} к q^{14} составит (при сделанном для упрощения предположении, что сообщение было задержано в узле q^{21} до момента $t_{11} = 811$ в виду перегрузки канала)

$$T_{11} = T_8 + \frac{950 - 900}{400} = 824,425.$$

В последующие моменты времени $t_{14}, t_{15} = 1000, t_{18}, t_{19} = 1200$ будет происходить только «элементарный случай» 2. Поэтому время доставки

$$T_i = t_i + 2 \cdot \frac{850}{400} + \frac{900 - 850}{400} = t_i + 4,375, \quad i = \overline{14, 15},$$

$$T_i = t_i + 2 \cdot \frac{850}{400} = t_i + 4,25, \quad i = \overline{18, 19}.$$

Обмен по каналам, связывающим пару (q^{14}, q^{21}) в соответствующие моменты времени будет (стрелочка означает вычисление нового времени доставки сообщения после тех или иных событий в соответствии с алгоритмом):

- $t_2 = 200, T_2 = 202,25.$
- $t_4 = 350, T_4 = 350 + \frac{900}{4} > 500 \rightarrow T_4 = 500 + \frac{900 - (500 - 350)4}{2} = 650.$
- $t_6 = 500, T_6 = 800 + \frac{900 - (800 - 650)2 - (650 - 650)4 - (650 - 500)2}{4/5} = 1175 > 801 \rightarrow T_i = 801 + \frac{900 - (801 - 800)4/5 - (800 - 650)2 - (650 - 500)2}{400/5} = 804,74.$

$$\bullet \quad t_7 = \frac{650, \quad T_7 = 804,74}{900 - (804,74 - 801)400/5 - (801 - 800)4/5 - (800 - 650)2} = 807,74 +$$

$$\bullet \quad t_9 = \frac{800, \quad T_9 = 807,74}{900 - (807,74 - 804,74)400/4 - (804,74 - 801)400/5 - (801 - 800)4/5} = 809,99.$$

$$\bullet \quad t_{10} = 800,$$

$$T_{10} = 809,99 + \frac{950 - (809,99 - 807,74)400/3 - (807,74 - 804,74)400/4 + (804,74 - 801)400/5}{400} + \frac{(801 - 800)4/5}{400} = 810,115.$$

$$\bullet \quad t_{12} = t_{13} = 950, T_{12} = T_{13} = 950 + 2 \cdot 900/400 = 954,5.$$

$$\bullet \quad t_{16} = t_{17} = 1100, T_{16} = T_{17} = 1104,5.$$

В графе $\Gamma_1^{(0)}(t)$ в канале (q^{1j}, q^{14}) обмен будет таков:

$$\bullet \quad t_i \in \{400, 500\}, \text{ «элементарный случай» } 3, T_i = t_i + 3/4.$$

$$\bullet \quad t_i \in \{600, 600, 700, 700, 800, 800\}, \text{ «элементарный случай» } 3, T_i = t_i + \frac{300}{400/4} = t_i + 3.$$

Далее, в канале (q^{11}, q^{14}) :

$$t_i \geq 900, T_i = t_i + \frac{300}{400/2} = t_i + 1,5.$$

В каналах $(q^{12}, q^{14}), (q^{13}, q^{14})$, после $\tau_3 = 821$:

$$\bullet \quad t_{10} = 900, \text{ «элементарные случаи» } 2 \text{ и } 3, T_{10} = 900 + \frac{300}{4/3} = 1125.$$

$$\bullet \quad t_{11} = 1000, \text{ «элементарные случаи» } 2 \text{ и } 3, T_{11} = 1000 + \frac{300 - (1000 - 900)4/3}{4/6} = 1250.$$

Видно, что, например, в моменты t_{10} , t_{11} сообщения не доставляются в установленный срок, в точности таким же образом и по той же причине, что и в многократно повторенных автором наблюдениях реальной сети военной связи.

Результаты, полученные в настоящем разделе, хорошо согласуются с экспериментами на стенде. Самый простой способ смоделировать фрагмент системы связи с помощью стенда, не прибегая к крайне дорогостоящей и неоднозначно функционирующей военной технике – соединить 6 компьютеров с двумя сетевыми платами, одна из которых обеспечивает передачу данных со скоростью 100 Мбит/с, а вторая – 10 Мбит/с, причем нужно пересылать данные между компьютерами и включать и отключать сетевые платы по определенному расписанию. Разумеется, необходимо скорректировать объем пересылаемых данных пропорционально столь высоким скоростям передачи. При этом следует иметь, однако, в виду, что в реальности стандартный протокол TCP в глобальной сети (wide area network) военной связи может не употребляться, а вместо него могут использовать различные специальные протоколы разной степени продуманности и документированности на основе UDP.

6. Задачи, для решения которых проводится моделирование.

Модель, предложенная в данной статье, позволяет дать ответы на следующие вопросы, представляющие большой практический интерес:

- 1) В любой ли момент времени t заданный граф системы связи $\Gamma_f(t)$ обеспечивает плановую передачу сообщений от всех источников за заданное время?
- 2) Какое количество информации передается по заданному ребру $\Gamma_f(t)$ в любой заданный момент времени? Не выбраны ли каналы так, что это количество всегда много меньше или больше того, что может пропустить ребро, то есть

не будет ли время доставки сообщения по данному ребру всегда много больше или много меньше максимально допустимого? Иначе говоря, адекватен ли подбор средств связи у агента его потребностям?

- 3) Возможно ли подобрать некую общую характеристику местности (т.е. значений компоненты состояния u_{ij}) и графа потребностей в связи Π_f так, чтобы от них зависела вероятность отказа системы связи (т.е. невозможности обеспечить передачу данных за заданное время) в одном или нескольких ребрах?
- 4) Сколько внеплановых сообщений можно одновременно разослать без отказа системы связи? Возможно ли подобрать множество каналов (т.е. оснастить соответствующим образом агентов средствами связи) так, чтоб плановая и внеплановая рассылка сообщений осуществлялась бы без отказов системы связи или с минимальным количеством отказов?
- 5) Как оптимально установить задержки в транзитных узлах и скорректировать расписание, так, чтобы при выдерживании установленного времени доставки минимизировать возникновение задержек из-за «элементарных случаев»?

Для ответов на эти вопросы необходимо знать, во-первых, существует ли путь в графе системы связи между клетками, занимаемыми теми или иными агентами, а во-вторых – сколько в действительности займет передача информации по данному пути. Отметим, что в используемых в Вооруженных силах РФ телекоммуникационных сетях, являвшихся основным предметом исследований автора (ОКР «Созвездие М2» [8]), применяются протоколы, исключающие отказ в передаче данных из-за сильного превышения объема этих данных пропускной способности канала, однако остро стоят проблемы устаревания информации и наличия в сложном канале узких мест, через которые в разумный срок можно передать только очень ограниченный объем данных.

При этом, предлагаемая модель не требует знания используемых протоколов передачи данных, что может оказаться немаловажным как в случае исследования системы связи вероятного противника, так и в случае моделирования своей собственной сети связи, когда число используемых протоколов может исчисляться десятками и все они сильно нестандартны.

Дальнейшим направлением развития будет являться исследование случаев, когда можно полагать, что время доставки и размер сообщений будут являться случайными величинами с заданным распределением. Также планируется изучать системы, в которых время передачи в расписании одного агента будет увязано с временем получения этим агентом сообщения от другого агента.

Литература

1. КУЗНЕЦОВ А.В. Модель совместного движения агентов с трехуровневой иерархией на основе клеточного автомата // Журнал вычислительной математики и математической физики. 2017. № 2. С. 339–349.
2. КУЗНЕЦОВ А.В. Упрощенная модель боевых действий на основе клеточного автомата // Известия РАН: Теория и системы управления. 2017. № 2. С. 397–409.
3. КУЗНЕЦОВ А.В. Распределение ограниченных ресурсов в системе с устойчивой иерархией (на примере перспективной системы военной связи) // Управление большими системами: сборник трудов. 2017. Т. 66. С. 68–93.
4. CORSON S., MACKER J. Request for Comments: 2501. Mobile Ad hoc Networking (MANET): Routing Protocol Performance Issues and Evaluation Considerations // IETF Tools. 1999. January. URL: <https://tools.ietf.org/html/rfc2501> (дата обращения: 21.08.2015).
5. ВАСИЛЬЕВ АНДРЕЙ. Концепция автоматизированной системы управления боевыми действиями Сухопутных войск АСУВ 2.0 // Армейский Вестник. 2013. Октябрь. URL: <http://army-news.ru/2013/10/koncepciya-avtomatizirovannoj->

- sistemy-upravleniya-boevymi-dejstviyami-suxoputnyx-vojsk-asuv-2-0/ (дата обращения: 11.08.2015).
6. ТИМОФЕЕВ А.В., ЮСУПОВ Р.М.. Принципы построения интегрированных систем мультиагентной навигации и интеллектуального управления мехатронными роботами // International Journal «Information Technologies & Knowledge». 2011. Т. 5, № 3. С. 237–244. URL: <http://www.foibg.com/ijitk/ijitk-vol05/ijitk05-3-p04.pdf>.
 7. АНИЧКИН А.С., СЕМЕНОВ В.А. Современные модели и методы теории расписаний // Труды ИСП РАН. 2014. Т. 26, № 3. С. 5–50. URL: http://www.ispras.ru/proceedings/docs/2014/26/3/isp_26_2014_3_5.pdf.
 8. КАНДАУРОВ ДМИТРИЙ. АСУВ в Алабино: желаемое и действительное // Независимое военное обозрение. 2010. Ноябрь. URL: http://nvo.ng.ru/armament/2010-11-19/1_asuv.html (дата обращения: 21.08.2015).

DYNAMIC MODEL OF THE COMMUNICATION SYSTEM OF A GROUP OF AGENTS

Alexander Kuznetsov, Voronezh State University, Voronezh, Cand.Sc., associate professor (avkuz@bk.ru).

Abstract: We construct a model of message delays in the mobile communication network of agents, in which the connectivity and the types of channels between agents change in time. Agents move around the terrain, on which there are obstacles that impede communication between agents. Possible ways of applying the model are considered.

Keywords: model of movement, model of communication system, cellular automaton, scheduling theory.

*Статья представлена к публикации
членом редакционной коллегии ...*

Поступила в редакцию ...

Дата опубликования ...