

УДК 621.39

## МЕХАНИЗМ УПРАВЛЕНИЯ СКОРОСТЬЮ ПЕРЕДАЧИ ИНФОРМАЦИИ В СОЕДИНЕНИИ «ТОЧКА-МНОГОТОЧКА» ОДНОСТОРОННЕЙ ЦИРКУЛЯРНОЙ РАДИОСЕТИ ОПОВЕЩЕНИЯ КРИТИЧЕСКИХ ИНФРАСТРУКТУР КАК ПОДХОД К СНИЖЕНИЮ ВРЕМЕНИ ДОВЕДЕНИЯ СООБЩЕНИЙ

**Попов Михаил Юрьевич**

кандидат технических наук, докторант филиала Военной академии РВСН имени Петра Великого.

*E-mail:* mpopov2946@gmail.com.

*Адрес:* 142210, Московская обл., г. Серпухов, ул. Бригадная д.17.

*Аннотация:* В статье представлен подход к снижению времени доведения сообщения при заданной вероятности доведения в соединении «точка-многоточка» односторонней циркулярной сети оповещения критических инфраструктур с повторениями и накоплением информации на базе механизма управления скоростью передачи информации в динамике повторов сообщения (кадров). Подход базируется на вкладе в достоверность доведения, формируемом при мажоритарной обработке накапливаемых повторов сообщений в логическом приемнике каждой абонентской станции сети. Определен порядок получения оптимальных распределений скоростей передачи информации на каждом повторе сообщения, удовлетворяющих совокупности допущений и ограничений, предъявляемых к процессу доведения, при этом задача отыскания такого распределения скоростей сформулирована как оптимизационная. Указанный подход может интерпретироваться как подход к параметрическому синтезу системных параметров радиотракта в конфигурации «точка-многоточка».

*Ключевые слова:* командная радиосеть с повторами сообщения, соединение «точка-многоточка», механизм управления скоростью передачи повторов сообщения, оптимизация скорости передачи информации на каждом повторе.

### Введение

Безопасность государства в чрезвычайных условиях обеспечивается устойчивым функционированием его силовых министерств, агентств и ведомств, впредь обобщенно именуемых критическими инфраструктурами. Одной из важных компонент критических инфраструктур является их система оповещения, обеспечивающая доведение специальных сообщений до соответствующих объектов, сил и средств [1].

Рассматривается односторонняя циркулярная сеть (командная радиосеть (КР)) [2, 3] оповещения критических инфраструктур передающим радиоцентром (ПДРЦ) многих абонентских станций (АС) способом многократного повторения передаваемого сообщения [4-7]. При этом АС реализуют накопление повторов с последующей их мажоритарной обработкой. Процедура повышения достоверности в КР построена на базе поразрядного мажоритиро-

вания накопленных АС физических повторов сообщения (ФПС) и представляет собой алгоритм их дообработки различными мажоритарными проверками (МП) (АДМП) [8]. Своевременность доставки сообщений КР принято оценивать вероятностно-временными характеристиками (ВВХ) [9], под которыми понимается вероятность доведения сообщения до всех АС в динамике реализуемых ПДРЦ повторов сообщения. Предлагается для повышения оперативности доведения (снижения времени доведения при фиксированной вероятности доведения) изменять скорость передачи (увеличивать или уменьшать) после третьего ФПС. Подход, представленный в статье, посвящен нахождению в КР «баланса» между значениями скоростей передачи ФПС [10], временем доведения ( $t_{дог}$ ) и вероятностью доведения сообщения ( $P_{дог}$ ). Найти такой «баланс» возможно посредством введения механизма управления скоростью (МУС) передачи ФПС.

Указанный МУС в КР может существовать в связи с особенностями организации процесса доведения сообщения в сети и реализованного алгоритма повышения достоверности в блоке логической обработки (БЛО) логического приемника (ЛП) АС КР. «Баланс» возможен в связи со следующим теоретическим противоречием: с увеличением скорости передачи ФПС ( $V$ ) уменьшается  $t_{дог}$  (улучшается оперативность), но уменьшается отношение сигнал/шум на входе приемного устройства, что снижает вероятность битовой ошибки  $p_0$ , что понижает  $P_{дог}$ , и наоборот [11 - 13]. Таким образом, МУС использует «запас» достоверности, формируемый АДМП на шагах процесса доведения для изменения скорости передачи ФПС при фиксированной вероятности доведения сообщения.

#### Вербальное описание процесса доведения

Обобщенная структура КР и ЛП радиосети приведены на рис. 1.

Доведение информации к  $K$  АС зоны оповещения (ЗО) КР осуществляется передающим радиоцентром ПДРЦ (соединение «точка-многоточка») передачей конечного числа физических повторов сообщения -  $M$ . Длина каждого ФПС  $l$  [бит], передача ФПС осуществляется ПДРЦ со скоростью передачи  $V$  [бит/с],

каждый символ сообщения превращается в сигнал с заданным видом модуляции (ОФМн) и излучается в эфир. Качество дискретного канала связи от ПДРЦ к одной АС (соединение «точка-точка») характеризуется вероятностью ошибки элементарного символа  $p_0$ . На каждой АС расположен ЛП, в котором радиосигналы обрабатываются (демультируются) в блоке обработки сигналов согласно используемому методу модуляции, при этом сформированные символы поступают в декодер повтора сообщения (ДПС), где осуществляется декодирование ФПС согласно используемому алгоритму. Если ошибок в ФПС нет или они все исправлены (или не обнаружены), то декодированное сообщение из ДПС выдается получателю сообщения. Если ошибки есть, то данный ФПС поступает в БЛО ЛП АС. Когда БЛО накопил три и более ФПС, то начинает «работать» АДМП, формирующий исправленные логические повторы сообщений (ЛПС), поступающие затем в ДПС на декодирование [8].

#### Формальная постановка задачи

Рассмотрим исследуемую радиосеть с такими параметрами:  $K=9$ ;  $M=8$ ; вид манипуляции – ОФМн; длина ФПС  $l = 100$  [бит]; в БЛО ЛП АС реализован АДМП [2], осуществляющий МП следующих типов: 2/3,3/5,4/7; скорость передачи 1, 2 и 3-го ФПС равна  $V=1$

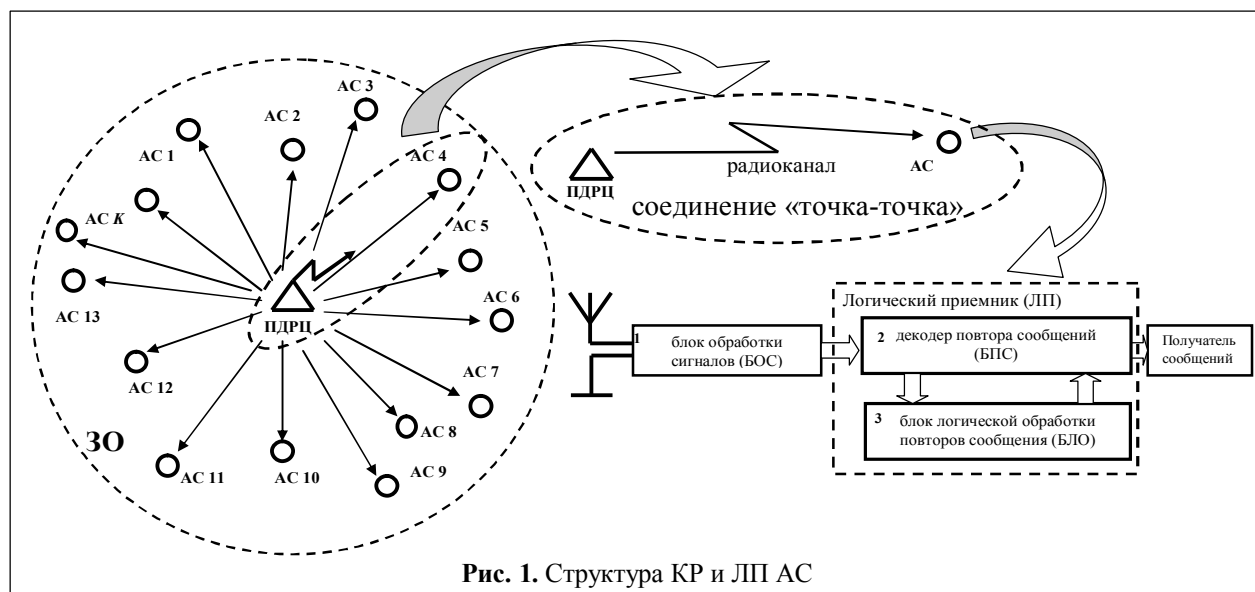


Рис. 1. Структура КР и ЛП АС

[усл.един.]; передача 4, 5, 6, 7 и 8-го ФПС осуществляется со скоростями:  $V_4, V_5, V_6, V_7, V_8$ , отношение сигнал/шум на входе демодулятора ОФМн в БЛО  $h_0^2 = \frac{P_c}{N_0} = 1.4$ , тогда  $p_0 = 0.5 e^{-h_0^2/V} = 0.123$ ; требуемая вероятность доведения к  $K$  АС ЗО  $P_{\text{доп}}^{(mp)}|_K = 0.9$ . Необходимо найти оптимальное распределение скоростей на всех ФПС после третьего:

$$V^* = (V_4^*, V_5^*, V_6^*, V_7^*, V_8^*) = \arg \min t_{\text{доп}}|_K(V_4^*, V_5^*, V_6^*, V_7^*, V_8^*) \quad (1)$$

$$(V_4, V_5, V_6, V_7, V_8)$$

при:  $P_{\text{доп}}|_K(V_4^*, V_5^*, V_6^*, V_7^*, V_8^*) = P_{\text{доп}}^{(mp)}|_K$ ;  
 $V_4^* = V_5^* = V_6^* = V_7^* = V_8^*$ .

Т.е., необходимо найти распределение скоростей передачи 4,5,6,7,8 ФПС, при которых обеспечивается минимально возможное время доведения сообщения к  $K$  АС ЗО, при обеспечении требуемой вероятности доведения до  $K$  АС ЗО в существующей области ограничений ( $V_4^* = V_5^* = V_6^* = V_7^* = V_8^*$ ) и следующих допущений.

**Допущения:** - каждый ФПС из радиоканала получается независимым друг от друга образом; - каждый забракованный ФПС в ДПС накапливается в БЛО ЛП АС; -  $p_0$  на разрядах одного ФПС есть  $const$ , а  $p_0$  на разрядах разных ФПС может быть разным; - время получения одного ФПС намного больше времени реализации АДМП в БЛО; - при получении текущего множества ФПС сообщение считается доведенным, если хотя бы один ФПС доведен (верно декодирован) или если ни один из полученных ФПС не доведен, то хотя бы один ЛПС, сформированный АДМП на текущем множестве полученных ФПС, должен быть доведен (верно декодирован); - качество каналов связи, характеризующихся вероятностью

ошибки  $p_0$  от ПДРЦ к каждой АС ЗО одинаково.

Отметим, что АДМП устанавливает порядок проведения каждого из указанных типов МП [2] и их множества на накопленных ФПС в БЛО ЛП АС. АДМП формируется с учетом правила формирования МП (т.е. перечня типов МП и их количества), проводимых на множестве накопленных БЛО ФПС, при этом МП – проверка, осуществляющая мажоритирование одноименных разрядов накапливаемых ФПС. Она является процедурой обработки разрядов ФПС, всегда выносящей «жесткое» решение [14,15]. Причем каждая МП формирует ЛПС - повтор сообщения, получаемый в результате проведения МП в БЛО ЛП АС [10]. Количество ЛПС на множестве накопленных ФПС, поступающих в ДПС, есть результат работы реализованного в БЛО АДМП. Суть АДМП подробно описана в [8].

#### Решение поставленной задачи

Опишем функции  $P_{\text{доп}}|_K(V_4^*, V_5^*, V_6^*, V_7^*, V_8^*)$  и  $t_{\text{доп}}(V_4^*, V_5^*, V_6^*, V_7^*, V_8^*)$  в аналитическом виде. Определим функцию времени доведения сообщения в соединении «точка-многоточка» так:

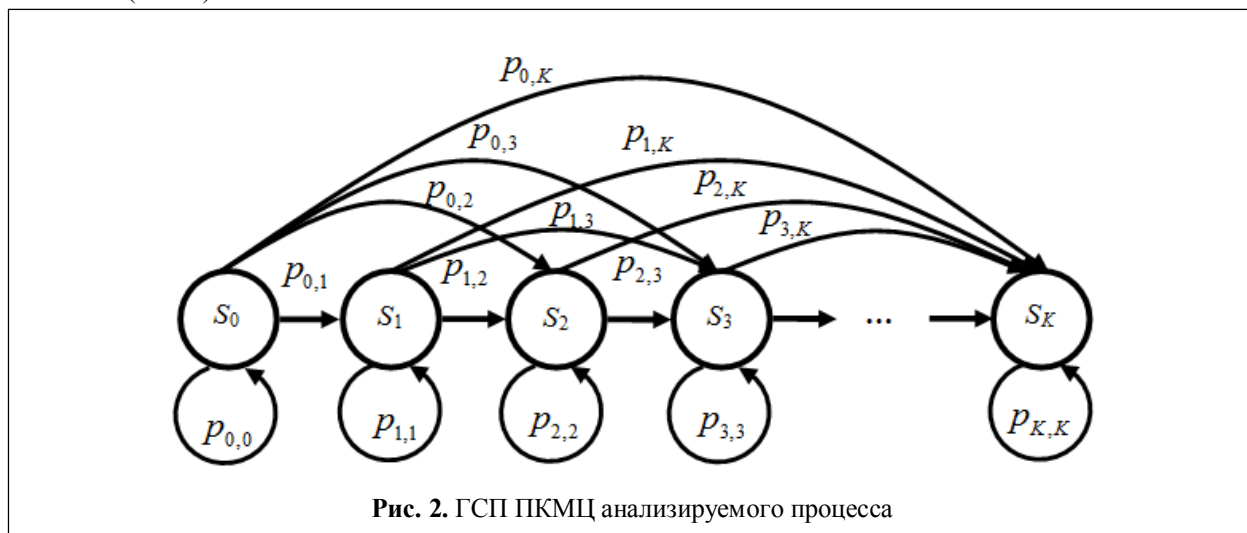
$$t_{\text{доп}}|_K(V_4^*, V_5^*, V_6^*, V_7^*, V_8^*) = 3 \cdot l/V + l/V_4 + l/V_5 + l/V_6 + l/V_7 + l/V_8. \quad (2)$$

Искомая функция  $P_{\text{доп}}|_K(V_4^*, V_5^*, V_6^*, V_7^*, V_8^*)$  после  $M$  полученных логическими приемниками АС ЗО ФПС и реализованного в каждом из них АДМП может быть описана через достаточно апробированный научно-методический аппарат поглощающих конечных марковских цепей (ПКМЦ). Отметим, что ПКМЦ позволяет определять вероятность доведения сообщения от ПДРЦ ко всем АС на каждом повторе (т.е. ВВХ), а значит позволяет найти искомую вероятность за  $M$  повторов [7]. Отметим также, что искомые ВВХ в рассматриваемой КР будут находиться на основе известного в ПКМЦ

уравнения Колмогорова-Чепмена (УКЧ) [9]:

$P_{(n+1)}^{(i+1)} = P_{(n+1)}^{(i)} \cdot P_{[n+1,n+1]}$ , где  $P_{(n+1)}^{(i)}, P_{(n+1)}^{(i+1)}$  - векторы вероятностей состояний на шагах  $i$  и  $i+1$  ПКМЦ;  $P_{[n+1,n+1]}$  - матрица переходных вероятностей (МПВ).

Синтезируем граф состояний и переходов (ГСП) ПКМЦ, описывающей процесс доведения сообщений в соединении «точка-многоточка» рассматриваемой КР. Данный ГСП представлен на рис. 2.



Состояния ГСП таковы:  $S_0$  - сообщение не доведено ни до одной АС;  $S_1$  - сообщение доведено до одной АС;  $S_2$  - сообщение доведено до двух АС;  $S_3$  - сообщение доведено до трех АС;  $S_K$  - сообщение доведено до всех  $K$  АС.

МПВ данной ПКМЦ имеет вид:

$$P_{[K+1,K+1]} = \begin{bmatrix} p_{0,0} & p_{0,1} & p_{0,2} & p_{0,3} & \dots & p_{0,K} \\ 0 & p_{1,1} & p_{1,2} & p_{1,3} & \dots & p_{1,K} \\ 0 & 0 & p_{2,2} & p_{2,3} & \dots & p_{2,K} \\ 0 & 0 & 0 & p_{3,3} & \dots & p_{3,K} \\ \dots & \dots & \dots & \dots & \dots & \dots \\ 0 & 0 & 0 & 0 & \dots & p_{K,K} \end{bmatrix}. \quad (3)$$

Элементы МПВ данной ПКМЦ находятся по следующему правилу [2]:

$$p_{i,j} = \begin{cases} 0, & \text{если } j < i \\ C_{K-i}^{j-i} p^{j-i} (1-p)^{K-j}, & \text{если } j \geq i \end{cases} \quad (4)$$

$$0 \leq i \leq K$$

$$0 \leq j \leq K.$$

где  $p$  - вероятность доведения сообщения длины  $l$  от ПДРЦ до одной АС за один ФПС.

Рассматриваемая ПКМЦ является неоднородной вследствие того, что переходные вероятности (ПВ) МПВ, начиная с третьего шага (повтора) процесса доведения, являются переменными (это обусловлено мажоритарной обработкой повторов) [8]. Следовательно, ВВХ будут определяться по УКЧ для неоднородных КМЦ [8] и представляют собой: динамику вероятности нахождения ПКМЦ в конечном поглощающем состоянии  $P_{S_K}^{(i)}$  за  $i$  шагов процесса  $i = \overline{1, M}$ . Опишем все МПВ

данной неоднородной ПКМЦ, существующие на  $i = \overline{1,8}$  шагах процесса. МПВ на первом шаге (повторе сообщения) имеет вид:

$$P_{[K+1, K+1]}^{(1)} = \begin{bmatrix} C_K^0 [p_1(V)]^0 (1-p_1(V))^K & C_K^1 [p_1(V)]^1 (1-p_1(V))^{K-1} & C_K^2 [p_1(V)]^2 (1-p_1(V))^{K-2} & \dots & C_K^K [p_1(V)]^K (1-p_1(V))^0 \\ 0 & C_{K-1}^0 [p_1(V)]^0 (1-p_1(V))^{K-1} & C_{K-1}^1 [p_1(V)]^1 (1-p_1(V))^{K-2} & \dots & C_{K-1}^{K-1} [p_1(V)]^{K-1} (1-p_1(V))^0 \\ 0 & 0 & C_{K-2}^0 [p_1(V)]^0 (1-p_1(V))^{K-2} & \dots & C_{K-2}^{K-2} [p_1(V)]^{K-2} (1-p_1(V))^0 \\ \dots & \dots & \dots & \dots & \dots \\ 0 & 0 & 0 & \dots & 1 \end{bmatrix}, \quad (5)$$

МПВ на втором шаге имеет вид:

$$P_{[K+1, K+1]}^{(2)} = P_{[K+1, K+1]}^{(1)},$$

МПВ на третьем шаге:

$$P_{[K+1, K+1]}^{(3)} = \begin{bmatrix} C_K^0 [p_3(V)]^0 (1-p_3(V))^K & C_K^1 [p_3(V)]^1 (1-p_3(V))^{K-1} & C_K^2 [p_3(V)]^2 (1-p_3(V))^{K-2} & \dots & C_K^K [p_3(V)]^K (1-p_3(V))^0 \\ 0 & C_{K-1}^0 [p_3(V)]^0 (1-p_3(V))^{K-1} & C_{K-1}^1 [p_3(V)]^1 (1-p_3(V))^{K-2} & \dots & C_{K-1}^{K-1} [p_3(V)]^{K-1} (1-p_3(V))^0 \\ 0 & 0 & C_{K-2}^0 [p_3(V)]^0 (1-p_3(V))^{K-2} & \dots & C_{K-2}^{K-2} [p_3(V)]^{K-2} (1-p_3(V))^0 \\ \dots & \dots & \dots & \dots & \dots \\ 0 & 0 & 0 & \dots & 1 \end{bmatrix},$$

МПВ на четвертом шаге:

$$P_{[K+1, K+1]}^{(4)} = \begin{bmatrix} C_K^0 [p_4(V, V_4)]^0 (1-p_4(V, V_4))^K & C_K^1 [p_4(V, V_4)]^1 (1-p_4(V, V_4))^{K-1} & \dots & C_K^K [p_4(V, V_4)]^K (1-p_4(V, V_4))^0 \\ 0 & C_{K-1}^0 [p_4(V, V_4)]^0 (1-p_4(V, V_4))^{K-1} & \dots & C_{K-1}^{K-1} [p_4(V, V_4)]^{K-1} (1-p_4(V, V_4))^0 \\ \dots & \dots & \dots & \dots \\ 0 & 0 & \dots & 1 \end{bmatrix};$$

МПВ на восьмом шаге:

$$P_{[K+1, K+1]}^{(8)} = \begin{bmatrix} C_K^0 [p_8(V, V_4, V_5, V_6, V_7, V_8)]^0 (1-p_8(V, V_4, V_5, V_6, V_7, V_8))^K & \dots & C_K^K [p_8(V, V_4, V_5, V_6, V_7, V_8)]^K (1-p_8(V, V_4, V_5, V_6, V_7, V_8))^0 \\ 0 & \dots & C_{K-1}^{K-1} [p_8(V, V_4, V_5, V_6, V_7, V_8)]^{K-1} (1-p_8(V, V_4, V_5, V_6, V_7, V_8))^0 \\ \dots & \dots & \dots \\ 0 & \dots & 1 \end{bmatrix},$$

где значения  $p_{|M}(\{V\})$ ,  $M = \overline{1,8}$  в ПВ соответствующих МПВ есть функции вероятности доведения сообщения длины  $l$  в соединении «точка-точка», сформированные с учетом реализованного АДМП на текущем накопленном множестве ФПС.

Для определения  $p_{|M}(\{V\})$ ,  $M = \overline{1,8}$  необходимо знать: - номера ФПС и вероятность ошибки в них; - перечень ФПС, по которым выносит решение МП (формируется ЛПС); - перечень ЭЛПС и их количество; - логическую вероятность ошибки (ЛВО) в ЭЛПС, где ЛВО - вероятность ошибки элементарного символа в ЛПС [10]; ЭЛПС - эквивалентные логические повторы сообщения - логические повторы сообщения, ЛВО которых равны.

Опишем данные функции на базе теорем теории вероятностей [15]. Зная, что вероятности ошибки в приеме элементарных символов в 1-8-м ФПС, переданных с соответствующими скоростями  $V_1, V_2, V_3, V_4, V_5, V_6, V_7, V_8$  ( $V_1 = V_2 = V_3 = V$ ) находятся так:

$$p_0(V) = p_{0|1}(V) = p_{0|2}(V) = \frac{1}{2} e^{-[P_c/N_0 V]}, p_{0|3}(V_4) = \frac{1}{2} e^{-[P_c/N_0 V_4]}, \dots, p_{0|7}(V_8) = \frac{1}{2} e^{-[P_c/N_0 V_8]}, \quad (6)$$

тогда вероятности доведения ФПС 1-8 можно определить так:

$$p_{|1\text{ФПС}}(V) = p_{|2\text{ФПС}}(V) = p_{|3\text{ФПС}}(V) = (1-p_0(V))^l, p_{|4\text{ФПС}}(V_4) = (1-p_{0|3}(V_4))^l, \dots, p_{|8\text{ФПС}}(V_8) = (1-p_{0|7}(V_8))^l. \quad (7)$$

Функции для вероятностей доведения сообщения длины  $l$  в соединении «точка-точка» КР, сформированные с учетом реализованного АДМП на текущем множестве ФПС согласно введенным допущениям можно определить так:

$$p|_1(V) = p|_{1\text{ФПС}}(V); \quad (8)$$

$$p|_2(V) = p|_{2\text{ФПС}}(V) \text{ (т.к. } V_1 = V_2 = V_3 = V); \quad (9)$$

$$p|_3(V) = 1 - (1 - p|_{3\text{ФПС}}(V)) \left(1 - p|_3^{(2/3)}(V)\right); \quad (10)$$

т.к.  $V_1 = V_2 = V_3 = V$ , где  $p|_3^{(2/3)}(V) = \left(1 - p_0|_3^{(2/3)}(V)\right)^l$  - вероятность доведения ЛПС сформированного АДМП по 3-м накопленным ФПС (ЛПС сформирован МП типа 2/3 по одноименным разрядам 1,2 и 3 накопленных ФПС) и  $p_0|_3^{(2/3)}(V) = C_3^3 p_0(V)^3 + C_3^2 p_0(V)^2 (1 - p_0(V))$  есть ЛВО в данном ЛПС.

$$p|_4(V, V_4) = 1 - (1 - p|_{4\text{ФПС}}(V_4)) \left(1 - p|_4^{(2/3)}(V, V_4)\right)^3; \quad (11)$$

где  $p|_4^{(2/3)}(V, V_4) = p|_4^{(2/3)}(V, V_4) = p|_4^{(2/3)}(V, V_4) = \left(1 - p_0|_4^{(2/3)}(V, V_4)\right)^l$  - вероятность доведения ЛПС длины  $l$  сформированного МП типа 2/3 по 1,2,4 (1,3,4; 2,3,4) накопленных БЛО ФПС (ЛПС, формируемые МП 2/3 по одноименным разрядам 1,2,4; 1,3,4; 2,3,4 ФПС являются эквивалентными, т.к. ЛВО в них одна и та же) и ЛВО в данных ЛПС есть:

$$p_0|_4^{(2/3)}(V, V_4) = p_0|_4^{(2/3)}(V, V_4) = p_0|_4^{(2/3)}(V, V_4) = p_0(V)^2 p_0|_3(V_4) + p_0(V)^2 (1 - p_0|_3(V_4)) + 2p_0(V) p_0|_3(V_4) (1 - p_0(V)),$$

и т.д.

$$\begin{aligned} p|_8(V, V_4, V_5, V_6, V_7, V_8) &= 1 - (1 - p|_{8\text{ФПС}}(V_8)) \cdot \\ &\cdot \left(1 - p|_8^{(2/3)}(V, V_8)\right)^3 \left(1 - p|_8^{(2/3)}(V, V_4, V_8)\right)^3 \left(1 - p|_8^{(2/3)}(V, V_5, V_8)\right)^3 \left(1 - p|_8^{(2/3)}(V, V_6, V_8)\right)^3 \cdot \\ &\cdot \left(1 - p|_8^{(2/3)}(V, V_7, V_8)\right)^3 \left(1 - p|_8^{(2/3)}(V_4, V_5, V_8)\right)^1 \left(1 - p|_8^{(2/3)}(V_4, V_6, V_8)\right)^1 \left(1 - p|_8^{(2/3)}(V_4, V_7, V_8)\right)^1 \cdot \\ &\cdot \left(1 - p|_8^{(2/3)}(V_5, V_6, V_8)\right)^1 \left(1 - p|_8^{(2/3)}(V_5, V_7, V_8)\right)^1 \left(1 - p|_8^{(2/3)}(V_6, V_7, V_8)\right)^1 \left(1 - p|_8^{(3/5)}(V, V_4, V_5)\right)^1 \cdot \\ &\cdot \left(1 - p|_8^{(3/5)}(V, V_5, V_8)\right)^1 \left(1 - p|_8^{(3/5)}(V, V_6, V_8)\right)^1 \left(1 - p|_8^{(3/5)}(V, V_7, V_8)\right)^1 \left(1 - p|_8^{(3/5)}(V, V_4, V_5, V_8)\right)^3 \cdot \\ &\cdot \left(1 - p|_8^{(3/5)}(V, V_4, V_6, V_8)\right)^3 \left(1 - p|_8^{(3/5)}(V, V_4, V_7, V_8)\right)^3 \left(1 - p|_8^{(3/5)}(V, V_5, V_6, V_8)\right)^3 \cdot \\ &\cdot \left(1 - p|_8^{(3/5)}(V, V_5, V_7, V_8)\right)^3 \left(1 - p|_8^{(3/5)}(V, V_6, V_7, V_8)\right)^3 \left(1 - p|_8^{(3/5)}(V, V_4, V_5, V_6, V_8)\right)^3 \cdot \\ &\cdot \left(1 - p|_8^{(3/5)}(V, V_4, V_5, V_7, V_8)\right)^3 \left(1 - p|_8^{(3/5)}(V, V_4, V_6, V_7, V_8)\right)^3 \left(1 - p|_8^{(3/5)}(V, V_5, V_6, V_7, V_8)\right)^3 \cdot \\ &\cdot \left(1 - p|_8^{(3/5)}(V, V_4, V_5, V_6, V_7, V_8)\right)^1 \left(1 - p|_8^{(4/7)}(V, V_4, V_5, V_6, V_8)\right)^1 \left(1 - p|_8^{(4/7)}(V, V_4, V_5, V_7, V_8)\right)^1 \cdot \\ &\cdot \left(1 - p|_8^{(4/7)}(V, V_4, V_6, V_7, V_8)\right)^1 \left(1 - p|_8^{(4/7)}(V, V_5, V_6, V_7, V_8)\right)^1 \left(1 - p|_8^{(4/7)}(V, V_4, V_5, V_6, V_7, V_8)\right)^3. \quad (12) \end{aligned}$$

Теперь выразим функцию вероятности доведения сообщения до всех АС ЗО, учитывающую скорости передачи 1-8 ФПС, за  $M$  полученных БЛО АС ФПС через УКЧ для неоднородных ПКМЦ так:

$$p|_M|_K(V, V_4, V_5, V_6, V_7, V_8) = P_{S_K}^{(M)} = [P_{\langle K+1 \rangle}^{(M)}]_{0,K} = \left[ \left[ \left[ \left[ P_{[K+1, K+1]}^{(1)} \right]^1 \right]^T \right]^{(0)^T} \right] \cdot \prod_{i=2}^M P_{[K+1, K+1]}^{(i)} \right]_{0,K} \quad (13)$$

и при  $K=9$  имеем:

$$p|_9(V, V_4^*, V_5^*, V_6^*, V_7^*, V_8^*) = P_{S_9}^{(8)} = [P_{(10)}^{(8)}]_{0,10} = \left[ \left[ \left[ \left[ P_{[10,10]}^{(1)} \right]^1 \right]^T \right]^{(0)^T} \right] \cdot \prod_{i=2}^8 P_{[10,10]}^{(i)} \right]_{0,10} \quad (14)$$

Тогда с учетом того, что  $V_1 = V_2 = V_3 = V = 1$ , имеем следующую систему:

$$\begin{cases} V_4^* = V_5^* = V_6^* = V_7^* = V_8^* \\ p|_8|_K(V_4^*, V_5^*, V_6^*, V_7^*, V_8^*) = 0.9 \\ t_{\text{доп}}(V_4^*, V_5^*, V_6^*, V_7^*, V_8^*) \rightarrow \min \end{cases} \quad (15)$$

Требуется найти:  $V^* = (V_4^*, V_5^*, V_6^*, V_7^*, V_8^*)$ .

В результате решения данной оптимизационной задачи найдено:

$V^*|_K = (1.404, 1.404, 1.404, 1.404, 1.404)$ . Обозначим данное распределение скоростей так  $V_1^*|_9$ .

При этом время доведения равно  $t_{\text{доп}}(V_1^*|_9) = 656.139$ . Задача такой постановки является задачей поиска экстремума функции.

Т.к. область определения функции задана ограничением значений аргументов  $V_4^* = V_5^* = V_6^* = V_7^* = V_8^*$ , то в таком случае говорят о «задаче на условный экстремум».

Следовательно,  $V_1^*|_9$  является локальным экстремумом функции. При минимизации сложных функций применяются численные методы.

Для решения данной системы был применен численный градиентный алгоритм – метод сопряженных градиентов. Данный метод является двухшаговым. Метод обладает хорошей скоростью сходимости и подробно описан в [16].

Данный метод является двухшаговым. Метод обладает хорошей скоростью сходимости и подробно описан в [16].

Метод обладает хорошей скоростью сходимости и подробно описан в [16].

Метод обладает хорошей скоростью сходимости и подробно описан в [16].

Метод обладает хорошей скоростью сходимости и подробно описан в [16].

### Определение глобального экстремума функции

Задача определения глобального экстремума предполагает отсутствие введенного ограничения  $V_4^* = V_5^* = V_6^* = V_7^* = V_8^*$ . Т.е. для определения глобального минимума необходимо решить следующую систему:

$$\begin{cases} p|_8|_K(V_4^*, V_5^*, V_6^*, V_7^*, V_8^*) = 0.9, \\ t_{\text{доп}}(V_4^*, V_5^*, V_6^*, V_7^*, V_8^*) \rightarrow \min. \end{cases} \quad (16)$$

Требуется найти:

$$V^*|_K = (V_4^*, V_5^*, V_6^*, V_7^*, V_8^*).$$

Решение может быть найдено таким путем [16]. Пусть  $V_4, V_5, V_6, V_7, V_8$  могут принимать значения  $1V$  или  $1.5V$  (эти данные формируют область начальных приближений и обусловлены техническими возможностями КР).

Тогда имеем 32 варианта начальных приближений, для которых будем решать оптимизационную задачу и находить при этом значения времени доведения, удовлетворяющие требованию

$p|_8|_K(V_4^*, V_5^*, V_6^*, V_7^*, V_8^*) = 0.9$ . Выберем из найденных времен доведения наименьшее значение. Тогда соответствующее этому времени распределение скоростей и будет являться оптимальным.

В результате найдено следующее оптимальное распределение

$V^*|_K = (0.898, 17.897, 0.898, 0.898, 173.903)$ , которое обеспечивает наименьшее время

$t_{\text{доп}}(V_2^*|_9) = 640.131$ . Данное распределение обозначим так  $V_2^*|_9$ .

Отметим, что если задать большее число градаций каждому аргументу

большее число градаций каждому аргументу

функции, то значение  $V_2^*|_9$  будет, возможно, другим.

### Оценка «платы»

#### за снижение времени доведения

Оценивать «плату» за обеспечение минимального времени можно разницей между вероятностями доведения сообщения в динамике доставки ФПС, полученных без МУС ( $P_{S_9}^{(i)}, i = \overline{[1, M]}$ ), и полученных с МУС ( $P_{S_9}^{(i)}|_{V^*}, i = \overline{[1, M]}$ ); фактически  $P_{S_9}^{(i)}, i = \overline{[1, M]}$  есть ВВХ, полученные при  $V = const$ , а  $P_{S_9}^{(i)}|_{V^*}, i = \overline{[1, M]}$  есть ВВХ, полученные при оптимальном распределении  $V^*|_K$ .

Чтобы понимать, сколько «в среднем» «платим» вероятностью доведения за уменьшение времени доведения, введем следующие коэффициенты:

$$K1 = \left( 1 - \frac{P_{S_9}^{(8)}|_{V^*}}{P_{S_9}^{(8)}} \right) \cdot 100\%,$$

$$K2 = \left( 1 - \frac{t_{доc}|_{M|K}(V_4^*, V_5^*, V_6^*, V_7^*, V_8^*)}{t_{доc}|_{M|K}} \right) \cdot 100\%, \quad (17)$$

где  $P_{S_9}^{(8)}$  - вероятность доведения сообщения за  $M$  ФПС без введения МУС;  $P_{S_9}^{(8)}|_{V^*}$  - вероятность доведения сообщения за  $M$  ФПС с МУС;  $t_{доc}|_{M|K}$  - время доведения сообщения до  $K$  АС ЗО за  $M$  ФПС без МУС;  $t_{доc}|_{M|K}(V_4^*, V_5^*, V_6^*, V_7^*, V_8^*)$  - время доведения сообщения до  $K$  АС ЗО за  $M$  ФПС с МУС. Коэффициент  $K1$  характеризует «плату» вероятностью доведения в %,  $K2$  характеризует «выигрыш» во времени доведения в %.

В рамках решения поставленной задачи получены: а) задача на локальный экстремум ( $V_1^*|_9$ ):  $K1 = 10\%$ ,  $K2 = 17,983\%$ , плата

ВВХ по шагам процесса  $i = \overline{1,8}$ :

$$P_{S_9}^{(i)} - P_{S_9}^{(i)}|_{V_1^*} = (0 \ 0 \ 0 \ 0 \ 0.00003 \ 0.162735 \ 0.900516 \ 0.1);$$

б) задача на глобальный экстремум  $V_2^*|_9$ ,

$K1 = 10\%$ ,  $K2 = 19,984\%$ , плата ВВХ по шагам  $i = \overline{1,8}$  процесса:

$$P_{S_9}^{(i)} - P_{S_9}^{(i)}|_{V_2^*} = (0 \ 0 \ 0 \ 0 \ 0.00003 \ 0.160819 \ 0.3241774 \ 0.1)$$

### Сущность найденных распределений

Имеем  $t_{доc}(V_1^*|_9) > t_{доc}(V_2^*|_9)$ , следовательно, распределение  $V_2^*|_9$  является «лучшим», чем  $V_1^*|_9$ , но распределение  $V_2^*|_9$  получено при других условиях. Распределение  $V_2^*|_9$  показывает, что для обеспечения требуемой вероятности доведения достаточно принять 4, 6 и 7 ФПС с скоростями 0.898, а 5 и 8-м ФПС можно пренебречь, т.к. найденная скорость передачи на них доставляет вероятности ошибки значения  $p_0 > 0,49$  (для ОФМн).

Из этого следует, что возможны два подхода к обеспечению минимального гарантированного времени доведения. Первый позволяет реализовать увеличение скорости передачи, второй - реализовать уменьшение скорости передачи (торможение скорости передачи). Таким образом, для  $p_0 = [p_{0 \min}, p_{0 \max}]$ , характеризующей канал связи, можно выявить границу применения МУС с ускорением и торможением в зависимости от конкретной  $p_0$ .

### Нахождение границы применимости МУС с ускорением и торможением

Найдем такую границу. Определим  $V^*|_K$  и  $t_{доc}(V^*|_K)$  например, при вероятности ошибки элементарного символа  $p_0 = [0,04; 0,49]$ , при этом шаг по  $p_0$  примем равным 0.01. Будем использовать ограничение вида



$V_4^* = V_5^* = V_6^* = V_7^* = V_8^*$  и требование  $p_{8|K}(V_4^*, V_5^*, V_6^*, V_7^*, V_8^*) = 0.9$ . Результаты нахождения границы представлены на рис. 3-5.

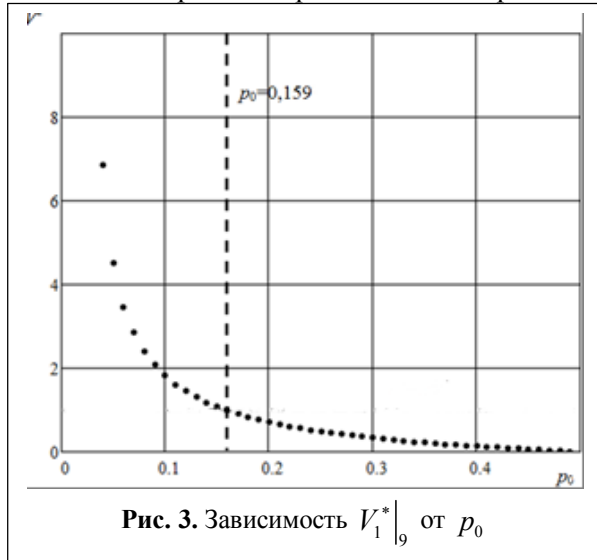


Рис. 3. Зависимость  $V_1^*|_9$  от  $p_0$

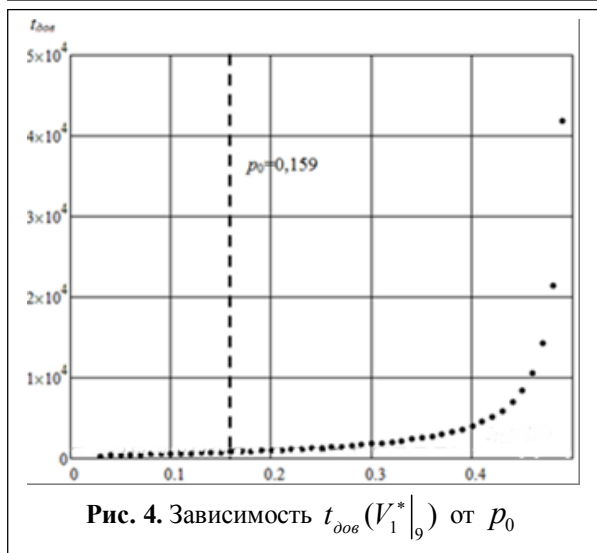


Рис. 4. Зависимость  $t_{доe}(V_1^*|_9)$  от  $p_0$

В результате граница по  $p_0$  между МУС с ускорением и торможением скорости есть  $p_0 = 0.159$ , т.к. при этом  $V^* = (1; 1; 1; 1)$ .

**Обоснование нижней границы применимости МУС**

Очевидно, что МУС не имеет смысла применять тогда, когда требуемая вероятность доведения до всех  $K$  АС ЗО уже достигнута за три ФПС. Тогда для определения  $p_0$ , доставляющей вероятности доведения требуемую величину, необходимо решить следующее нелинейное уравнение. Функция вероятности дове-

дения до  $K$  АС ЗО за три ФПС от  $p_0$ , выраженная через УКЧ для неоднородных ПКМЦ, имеет вид [8]:

$$p_{13|K} = P_{S_0}^{(3)} = [P_{(10)}^{(3)}]_{0,10} = \left[ \left[ \left[ \left[ P_{[10,10]}^{(1)} \right]^1 \right]^T \right]^{(0)^T} \cdot P_{[10,10]}^{(2)} \cdot P_{[10,10]}^{(3)} \right]_{0,10}, \quad (18)$$

где МПВ  $P_{[10,10]}^{(1)}$ ,  $P_{[10,10]}^{(2)}$ ,  $P_{[10,10]}^{(3)}$  описаны в выражении (5).

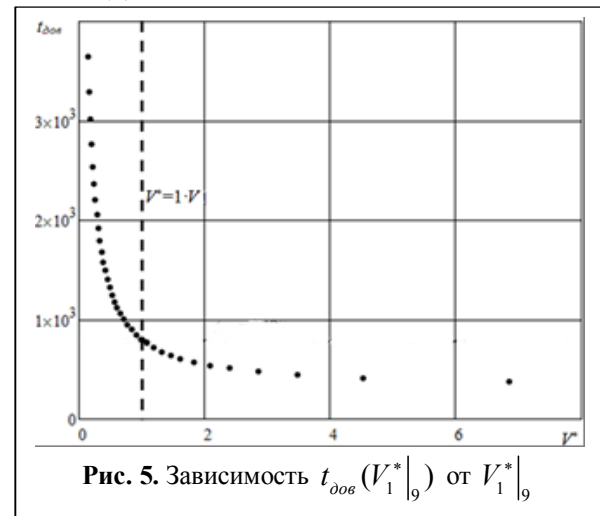


Рис. 5. Зависимость  $t_{доe}(V_1^*|_9)$  от  $V_1^*|_9$

Тогда имеем следующее уравнение относительно  $p_0$ :

$$\left[ \left[ \left[ \left[ P_{[10,10]}^{(1)} \right]^1 \right]^T \right]^{(0)^T} \cdot P_{[10,10]}^{(2)} \cdot P_{[10,10]}^{(3)} \right]_{0,10} = 0.9. \quad (19)$$

В результате решения имеем  $p_0 = 0.0113$ .

**Анализ полученных данных:** -  $p_0 = 0.0113$  - является нижней границей использования МУС; -  $p_0 = 0.159$  - является границей между МУС с ускорением скорости передачи и торможением скорости передачи; - диапазон применимости МУС с ускорением передачи ФПС есть  $p_0 = (0, 0113; 0,159)$ ; - диапазон применимости МУС с торможением передачи ФПС есть  $p_0 = [0,16; 0,499(9)]$ , где 0,499(9) теоретически верхняя граница вероятности ошибки элементарного символа.

**Заключение**

Таким образом, предложен подход к снижению времени доведения типового сообщения с тре-

буемой вероятностью доведения в соединении «точка-многоточка» КР на базе МУС передачи повторов сообщений (кадров), базирующийся на вкладе в достоверность доведения, обеспечиваемый мажоритарной обработкой накапливаемых повторов сообщений в ЛП АС сети. Подход заключается в нахождении оптимальных распределений скоростей ФПС, удовлетворяющих совокупности допущений, ограничений и требований, предъявляемых к процессу доведения, при этом задача отыскания искомого распределений сформулирована как оптимизационная. Обоснованы границы применимости МУС с ускорением и торможением передачи в зависимости от вероятности ошибки элементарного символа в каналах связи КР. Проведен анализ результатов решения оптимизационной задачи с точки зрения их реализуемости. Показана исключительная важность допущений, ограничений и требований по доставке сообщений в КР при решении оптимизационной задачи. Указанный подход может быть использован при анализе характеристик и параметрическом синтезе односторонних радиосистем передачи данных с повторениями и накоплением информации при ее мажоритарной обработке для повышения оперативности доведения.

#### Литература

1. Перечень критических технологий Российской Федерации, утвержденный Указом Президента РФ от 7 июля 2011 года №899.
2. Сердюков П.Н., Бельчиков А.В., Дронов А.Е., Григорьев А.С., Волков С.С. Защищенные радиосистемы цифровой передачи информации. М.: АСТ, 2006. – 403 с.
3. Урядников Ю.Ф. Теория помехозащищенных радиоканалов управления и связи. Учебное пособие. М.: Министерство обороны СССР, 1991. - 224 с.
4. Емельянов Г.А., Шварцман В.О. Передача дискретной информации: Учебник для вузов. – М.: Радио и связь, 1982. – 240 с.

Поступила 20 января 2016 г.

5. Кловский Д.Д. Передача дискретных сообщений по радиоканалам. – 2-е изд., перераб. и доп. – М.: Радио и связь, 1982. – 304 с.
6. Воронин А.А., Ростовцев Ю.Г., Цыбрин В.Г. Основы построения систем передачи данных. Учебник для вузов. – Ленинград: ВИКИ имени А.Ф. Можайского, 1978. – 420 с.
7. Мизин И.А., Уринсон Л.С., Храмешин Г.К. Передача информации в сетях с коммутацией сообщений. . – 2-е изд., перераб. и доп. – М.: Связь, 1977. – 328 с.
8. Цимбал В.А., Попов М.Ю., Дробышев М.Ю. Математическое моделирование процесса доведения сообщения в радиосети без обратной связи с повторениями и накоплением информации // Информационные технологии в проектировании и производстве. - М., 2010. №3. - С. 78 – 83.
9. Цимбал В.А. Качество информационного обмена в сетях передачи данных. Марковский подход. Монография. М.: Вузовская книга, 2014. - 161 с.
10. Цимбал В.А., Попов М.Ю., Винокуров А.М., Попов В.Ю. Методика схемотехнического синтеза схем устройств, реализующих различные типы мажоритарных проверок // Труды Российского научно-технического общества радиотехники, электроники и связи им. А.С. Попова / Научная сессия, посвященная Дню радио, 2015. Вып. LXX. С. 160-164.
11. Макаров С.Б., Цикин И.А. Передача дискретных сообщений по радиоканалам с ограниченной полосой пропускания. – М.: Радио и связь, 1988. – 304 с.
12. Буга Н.Н. Основы теории связи и передачи данных. Часть 1. – Ленинград: ВИКА имени А.Ф. Можайского, 1968. – 548 с.
13. Турин В.Я. Передача информации по каналам с памятью. М.: «Связь», 1977. – 248 с.
14. Гридин В.Н., Мазепа Р.Б., Рошин Б.В. Мажоритарное уплотнение и кодирование двоичных сигналов. М.: Наука, 2001. - 124 с.
15. Вентцель Е.С. Теория вероятностей. 10-е изд., стер. М.: Издательский центр «Академия», 2005. – 576 с.
16. Бахвалов Н.С., Жидков Н.П., Кобельков Г.М. Численные методы. Учебное пособие. М.: наука. гл. ред. физ.-мат. лит., 1987. - 600 с.

English

### Control mechanism of information transfer rate in multipoint-to-point connection of one-way broadcast radio network for alerting critical infrastructures as approach to time reduction for message dissemination

Mikhail Yuryevich Popov - Candidate of Technical Sciences Doctoral candidate Branch of Military academy of Strategic Missile Forces named after Peter the Great.

E-mail: mpopov2946@gmail.com.

Address: 142210, Serpukhov, Brigadier str. 17.

**Abstract:** One-way broadcast radio network for alerting objects, forces and facilities of critical infrastructures (power ministries, agencies and departments) is considered here containing radio transmission center and set of user stations and each message in radio communication session is implemented by radio transmission center through its numerous (fixed) repetition. Each user station receives all message repetitions, memorizes them in logical receiver and basing on their number it implements set of various majority digit checks in reception process (in the beginning, for example, 2 of 3, and then while accumulating repetitions, for example, "7 of 13", etc.) for the purpose to enhance message reception reliability, thus each message is also coded by its jamproof code. Approach is given in regard to time reduction for message dissemination with fixed dissemination probability in such one-way broadcast alert network with repetitions and information accumulation on the basis of control mechanism of information transfer rate in dynamics message repetitions (frames). Approach is based on message dissemination probability reliability formed in majority processing of accumulated message repetitions in logical receiver of each network user station which enables to change information transfer rate (to speed-up or slow-down) in each current message repetition. Defining process of probabilistic time response characteristics for messages dissemination to all network users is performed on the basis of absorbing non-uniform finite Markov chains. Problem is posed and solved concerning determining optimum integer values distribution of information transfer rates in each physical message repetition in form of their fixed set in radio communication session, dissemination time of minimum value with fixed dissemination probability. If we assume that radio link in question functions in a certain range of information transfer rates and is capable of fast rate reorganization, then it is possible to consider that optimization problem of its transfer rate synthesis in transmission rate is solved.

**Key words:** command radio net with message repetitions, multipoint-to-point connection, control mechanism of message repetitions transfer rate, optimization of information transfer rate in each repetition.

### References

1. The list of critical technologies of Russian Federation approved by RF President Decree dt. July 7, 2011 No. 899.
2. Serdyukov P.N., Belchikov A.V., Dronov A.E., Grigoriev A.S., Volkov S. S. Protected radio digital information transmission systems. M.: ACT, 2006. - 403 p.
3. Uryadnikov Yu.F. Theory of jam-proof radio channels of control and communication. Manual. M.: Ministry of Defence of the USSR, 1991. - 224 p.
4. Yemelyanov G. A., Schwarzman V. O. Discrete information transmission: Textbook for higher education institutions. - M.: Radio i svyaz, 1982. - 240 p.
5. Klovsy D. D. Discrete messages transmission via radio channels. - 2nd ed., rev.- M.: Radio i svyaz, 1982. - 304 p.
6. Voronin A.A., Rostovtsev Yu.G., Tsybrin V. G. Fundamentals of data transmission systems development. Textbook for higher education institutions. - Leningrad: Military Space Academy named after A.F. Mozhaisky, 1978. - 420 p.
7. Mizin I.A., Urinson L.S., Hrameshin G. K. Information transmission in message switching networks. - 2nd ed., rev.- M.: Svyaz 1977. - 328 p.
8. Cymbal V.A., Popov M.Yu., Drobyshev M.Yu. Process mathematical modeling of message dissemination in open-loop radio network with repetitions and information accumulation. - *Informatsionnye tekhnologii v proyektirovani i proizvodstve*. - M, 2010. No. 3. pp. 78 - 83.
9. Cymbal V.A. Information exchange quality in data communication networks. Markov approach. Monograph. M.: High school book, 2014. - 161 p.
10. Cymbals V.A., Popov M. Yu., Vinokurov A.M., Popov of V. Yu. Circuit simulation synthesis methods of device circuits implementing various types of majority checks. - Works of Russian scientific and technical society of radio engineering, electronics and communication named after A.S. Popov / Scientific conference dedicated to Day of Radio, 2015. Vyp. LXX. P. 160-164.
11. Makarov S.B., Tsikin I.A. Discrete messages transmission via radio channels with limited bandpass range. - M.: Radio i svyaz 1988. - 304 p.
12. Buga N. N. Fundamentals of communication data transmission. Part 1. - Leningrad Military Space Academy named after A.F. Mozhaisky, 1968. - 548 pp.
13. Turin V.Ya. Information transmission via memory channels. M.: "Svyaz 1977. - 248 p.
14. Gridin V.N., Mazepa R.B., Roshchin B.V. Majority consolidation and coding of binary signals. M.: Nauka, 2001. - 124 p.
15. Venttsel E.S. Probability theory. 10th ed., ster. M.: Publishing center Akademiya, 2005. - 576 p.
16. Bakhvalov N.S., Zhidkov N. P., Kobelkov G. M. Numerical methods. Manual. M.: Nauka. Ch. Ed. phys.-mat. lit, 1987. - 600 p.