

Научная статья

УДК 519.688

<https://doi.org/10.31854/1813-324X-2024-10-6-68-78>

Алгоритм синтеза групп кодов в RFID-системе множественного доступа

Наталья Аркадьевна Верзун¹✉, verzun.n@unecon.ru
Алексей Михайлович Колбанёв², kolbanev@gmail.com
Михаил Олегович Колбанёв¹, mokolbanev@mail.ru

¹Санкт-Петербургский государственный экономический университет,
Санкт-Петербург, 191023, Российская Федерация

²АО «ЭР-Телеком Холдинг»,
Москва, 115035, Российская Федерация

Аннотация

Актуальность. Одной из проблем, которую необходимо решать при создании RFID-систем, является множественный доступ ридера к группе меток, расположенных в ограниченном пространстве, поскольку считывающий сигнал вызывает одновременный отклик многих меток, что приводит к коллизиям (конфликтам) ответных сигналов. Эта проблема не решена применительно к пассивным меткам без чипа, построенным на технологиях поверхностных акустических волн (ПАВ), код которых закладывается при изготовлении и не может быть изменен в процессе эксплуатации.

Цель проведенного исследования заключается в разработке алгоритмов, позволяющих синтезировать такие группы кодов, которые обеспечивали бы управляемый уровень попарной корреляции ответных сигналов меток и за счет этого обеспечивали бы заданную точность идентификации меток. В основе предложенных алгоритмов лежат процедуры конкатенации кодов и индуктивного построения групп кодов с заданными емкостью и уровнем корреляции. Для алгоритма формирования группы кодов с требуемым значением коэффициента корреляции и алгоритма объединения групп кодов в полные и максимальные группы доказаны свойства, подтверждающие возможность использования их для формулирования заданий на изготовление групп меток на поверхностных акустических волнах, которые соответствовали бы количеству объектов, требующих идентификации, и точности их идентификации с учетом количества меток в группе, условий распространения радиосигналов в зоне работы ридера, количества повторных считываний кодов меток, а также алгоритмов совместной обработки данных, полученных при всех считываниях. Для достижения цели исследования используются **методы** теории кодирования, корреляционного анализа.

Результат. Разработанный алгоритм представляет собой инструмент создания современных систем кодирования для меток на ПАВ.

Научная новизна. Известные алгоритмы множественного доступа в RFID-системах предложены в стандартах GEN1 и GEN2 EPC Global, и предполагают наличие у метки чипа и блока питания, что позволяет реализовывать протоколы воздействия на метку ридером при помощи специальных команд. Предлагаемый алгоритм множественного доступа применим для пассивных меток на ПАВ, в том числе, передвигающихся на высокой скорости и / или расположенных в агрессивных средах, так как метки не используют кремниевую технологию по сравнению с активными RFID-метками.

Практическая значимость. Использование предложенного комплекса алгоритмов позволит повысить эффективность систем маркировки за счет сокращения времени идентификации объектов, находящихся в замкнутом пространстве.

Ключевые слова: технология радиочастотной идентификации, маркировка объектов, группа кодов, корреляция кодов, алгоритм синтеза группы кодов

Ссылка для цитирования: Верзун Н.А., Колбанёв А.М., Колбанёв М.О. Алгоритм синтеза групп кодов в RFID-системе множественного доступа // Труды учебных заведений связи. 2024. Т. 10. № 6. С. 68–78. DOI:10.31854/1813-324X-2024-10-6-68-78. EDN:POITEX

Original research

<https://doi.org/10.31854/1813-324X-2024-10-6-68-78>

An Algorithm for Synthesizing Groups of Codes in an RFID Multiple Access System

 Nataliya A. Verzun¹✉, verzun.n@unecon.ru
 Aleksey M. Kolbanev², kolbanev@gmail.com
 Michail O. Kolbanev¹, mokolbanev@mail.ru

¹St. Petersburg State University of Economics,
St. Petersburg, 191023, Russian Federation

²ER-Telecom Holding,
Moscow, 115035, Russian Federation

Annotation

Relevance. One of the problems that must be solved when creating RFID systems is the reader's multiple access to a group of tags located in a limited space, since the reading signal causes a one-time response of many tags, which leads to collisions (conflicts) of response signals. This problem has not been solved in relation to passive tags without a chip, based on surface acoustic wave technologies, the code of which is laid down during manufacture and cannot be changed during operation.

The purpose of the study is to develop algorithms that allow synthesizing such groups of codes that would provide a controlled level of pairwise correlation of the selected label signals and thereby ensure the specified accuracy of label identification. The proposed algorithms are based on the procedures of code concatenation and inductive construction of groups of codes with a given volume and correlation level. For the algorithm for forming a group of codes with the required value of the correlation coefficient and the algorithm for combining groups of codes into complete and maximum groups, properties have been proven that confirm the possibility of using them to formulate tasks for preparing groups of labels on surfactants that would correspond to the number of objects requiring identification and the accuracy of their identification and taking into account the number of labels in the group, the conditions for the propagation of radio signals in the area of operation of the reader, the number of repeated readings of the label codes, as well as algorithms for joint data processing, received with all calculations.

The methods used. Methods of coding theory and correlation analysis.

Result. The developed algorithm is a tool for creating modern coding systems for surfactant labels.

The scientific novelty. Well-known algorithms for multiple access in RFID systems are proposed in the GEN1 and GEN2 EPC Global standards, and assume that the tag has a chip and a power supply, which makes it possible to implement protocols for influencing the tag with a reader using special commands. The proposed multiple access algorithm is applicable for passive surfactant tags, including those moving at high speed and/or located in aggressive environments, since the tags do not use silicon technology compared to active RFID tags.

Practical significance. The use of the proposed set of algorithms will increase the efficiency of marking systems by reducing the identification time of objects located in a confined space.

Keywords: radio frequency identification technology, object marking, code group, code correlation, code group synthesis algorithm

For citation: Verzun N.A., Kolbanev A.M., Kolbanev M.O. An Algorithm for Synthesizing Groups of Codes in an RFID Multiple Access System. *Proceedings of Telecommunication Universities*. 2024;10(6):68–78. (in Russ.) DOI:10.31854/1813-324X-2024-10-6-68-78. EDN:POITEX

Введение

Отдельную группу технологий интернета вещей составляют технологии радиочастотной идентификации – RFID и ее подвид NFC. Этот способ бес-

проводного взаимодействия с вещами существенно отличается от других, хотя сам термин «интернет вещей» появился в 1990-е гг. благодаря именно RFID-системам [1, 2], к числу главных элементов которой относятся RFID-метки и RFID-

ридеры. Первые содержат уникальный код и сопрягаются с физическими вещами, вторые способны получить радиодоступ к метке, прочитать ее код на расстоянии и сформировать сообщение о наличии или отсутствии маркированной вещи в зоне действия ридера [3].

Одной из проблем, которую приходится решать при создании RFID-системы, является проблема множественного доступа ридера к группе меток, расположенных в ограниченном пространстве. Дело в том, что если сигнал считывателя вызывает одновременный отклик многих меток, то возможны коллизии (конфликты) ответных сигналов. Такая ситуация возникает в библиотеках, когда надо прочитать метки книг, расположенных на одной полке, в магазинах, когда требуется узнать метки товаров, находящихся в корзине покупателя, на складе, в котором надо произвести инвентаризацию, и во многих других приложениях.

Очевидный способ борьбы с коллизиями такого рода можно назвать пространственным. Он заключается в уменьшении зоны действия ридера и последовательном чтении меток «вещь за вещь» при перемещении их в зону считывания. Высокая трудоемкость и большое время последовательного доступа ко всем меткам группы практически нивелируют главные достоинства RFID-идентификации.

Другой подход применим только к RFID-меткам, которые содержат чип. Стандарт ISO 15693 для меток с чипами предусматривает использование алгоритма антиколлизии – синхронный ALOHA. Согласно данному алгоритму, считыватель задает временные интервалы (или слоты), и передача метки может начинаться только с началом временного интервала. В случае, если возникла коллизия, повторная передача происходит через случайное число интервалов. Развитием синхронного ALOHA являются алгоритмы, разработанные EPC Global (аббр. от англ. Electronic Product Code). Они используют способность активной метки распознать команду считывателя, предназначенную для нее. При необходимости считыватель может задержать передачу данных от уже идентифицированных меток [4].

Однако особый интерес представляют методы множественного доступа к пассивным меткам без чипа, построенным на технологиях поверхностных акустических волн (ПАВ). Такие метки имеют малую стоимость и размер, могут функционировать в широком температурном диапазоне, не подвергаются воздействию радиации, поддерживают значительную дальность считывания и обладают другими достоинствами [5, 6].

Алгоритмы работы системы радиочастотной идентификации определяется требованиями пред-

метной области к ее функционалу [7–9]. При создании RFID-системы, использующей метки на ПАВ, надо учитывать, что считываемый код каждой метки закладывается при ее изготовлении и не может быть изменен в процессе эксплуатации. Поэтому единственным способом, позволяющим избежать коллизий ответных сигналов меток, кроме последовательного доступа, представляется изготовление группы меток с такими кодами, которые имеют малую попарную корреляцию, в идеальном случае – ортогональные коды. В случае, если коды не ортогональны, но их корреляция незначительна, точность идентификации зависит от количества меток в группе, условий распространения радиосигналов в зоне работы ридера, количества повторных считываний кодов меток, а также алгоритмов совместной обработки данных, полученных при всех считываниях.

Центральной задачей при построении RFID-систем при этих условиях является формирование заданий на изготовление такой группы меток на ПАВ, которая характеризуется определенными емкостью (количеством меток) и уровнем попарной корреляции заложенных в них кодов. Таким образом, актуальной при разработке и практическом использовании информационных систем множественного доступа, основанных на технологии радиочастотной идентификации, является задача синтеза групп дискретных кодов, которые можно было бы использовать для маркировки множеств объектов [10].

Требования к группе кодов

Можно сформулировать следующие требования к группе кодов.

1. Группы кодов должны иметь достаточную *мощность* M – число уникальных кодовых комбинаций для идентификации всей совокупности маркируемых объектов, а каждый код группы должен иметь достаточную информационную емкость для отображения в нем всей необходимой для регистрации в информационной системе данных.

2. Для корректной идентификации объектов необходимо, чтобы кодовые комбинации одной группы в совокупности (то есть каждая кодовая комбинация группы с каждой другой кодовой комбинацией этой группы) были бы как можно *менее коррелированы*. Чем ниже корреляция кодовых комбинаций группы кодов, тем будет выше вероятность безошибочного распознавания меток во время считывания при одинаковом соотношении уровней полезного сигнала и помехи [11, 12].

Рассмотрим далее задачу синтеза групп дискретных слабо коррелированных кодов для маркировки идентифицируемых объектов.

Введем следующие обозначения:
 возможны два значения каждого разряда кода: -1 и 1 ;
 n – длина кодовой комбинации (длина кода);
 $A = (a_1 \dots a_i \dots a_n)$, $B = (b_1 \dots b_i \dots b_n)$ – кодовые комбинации длины n ;
 a_i, b_i – значения i -х ($i = \overline{1, n}$) разрядов кодовых комбинаций A и B , каждый разряд принимает одно из двух возможных значений: $a_i, b_i \in \{1, -1\}$;
 $A(n, k)$ – группа кодовых комбинаций длины n , каждая из которых отличается минимум в k разрядах от остальных кодовых комбинаций группы $A(n, k)$;
 $A_i = (a_i^1 a_i^2 \dots a_i^n) \in A(n, k)$, $i = 1, 2, \dots, M$, – кодовая комбинация длиной n , которая принадлежит группе $A(n, k)$;
 a_i^j – значение j -го разряда кодовой комбинации A_i ;
 M – количество кодовых комбинаций в группе $A(n, k)$.

Группу кодов $A(n, k)$ можно представить в виде матрицы: M строк и n столбцов. Обозначим ее как $\|A(n, k)\|$.

Будем предполагать, что в группе $A(n, k)$ длина кодовых комбинаций принимает значения из ряда:

$$n = 4, 8, 16, 32, 64, 128, 256 \dots, \quad (1)$$

а число разрядов, в которых различаются коды группы $A(n, k)$:

$$k = 2, 4, 8, 16, 32, 64, 128, \dots$$

Следует отметить, что при этом во всех случаях:

- $k > 1$, поскольку при $k = 1$ поставленная задача теряет смысл, т. к. группа кодов $A(n, 1)$ является совокупностью всех кодов длины n , то есть 2^n кодов;
- $k \leq n$.

В случае $k = n$ число кодов в группе равно двум: прямой и инверсный.

Оценка корреляции группы кодов

Для оценки степени корреляции двух кодовых комбинаций $A = (a_1 \dots a_i \dots a_n)$ и $B = (b_1 \dots b_i \dots b_n)$ группы $A(n, k)$ предлагается использовать коэффициент корреляции Q_{AB} , который рассчитывается следующим образом:

$$Q_{AB} = \frac{a_1 b_1 + \dots + a_i b_i + \dots + a_n b_n}{n} \quad (2)$$

Как следует из (2), Q_{AB} принимает значения в диапазоне $[-1..1]$.

Значение $Q_{AB} = 1$ свидетельствует о том, что кодовые комбинации A и B одинаковы ($a_1 = b_1, \dots, a_i = b_i, \dots, a_n = b_n$) и, соответственно, полностью коррелированы.

Если $Q_{AB} = -1$, то A и B не совпадают ни по одному разряду ($a_1 \neq b_1, \dots, a_i \neq b_i, \dots, a_n \neq b_n$) и корреляции между A и B нет.

В группе $A(n, k)$ кодовые комбинации отличаются как минимум k разрядами и тогда коэффициент корреляции для этой группы кодов:

$$Q_{AB}(n, k) = \frac{n - 2k}{n} \quad (3)$$

С учетом принятых обозначений задача синтеза групп слабо коррелированных кодов для маркировки объектов сводится к формированию таких групп кодов, которые имеют низкий коэффициент корреляции $Q_{AB}(n, k)$.

Рисунок 1 иллюстрирует зависимость коэффициента корреляции от разных значений k и n , построенную по формуле (3). В частности, видно, что для $n = 128$ коэффициент корреляции будет:

$$\begin{aligned} Q_{AB} &= 0,984375 \text{ при } k = 2; \\ Q_{AB} &= 0,96875 \text{ при } k = 4; \\ Q_{AB} &= 0,9375 \text{ при } k = 8, \\ Q_{AB} &= 0,75 \text{ при } k = 16 \\ \text{и } Q_{AB} &= 0,5 \text{ при } k = 32. \end{aligned}$$

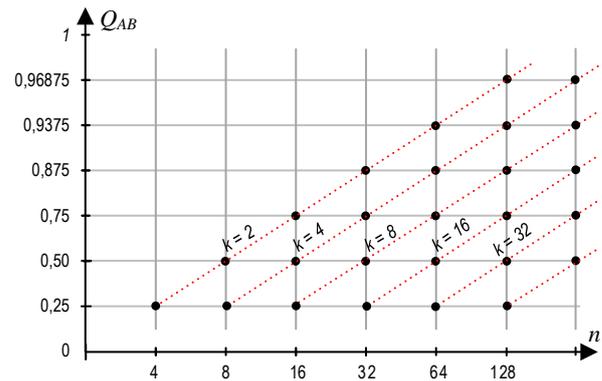


Рис. 1. Зависимость коэффициента корреляции от значений k и n

Fig. 1. The Dependence of the Correlation Coefficient on the Values of k and n

Очевидно, что, меняя параметры n и k , можно подобрать такую группу кодов, коэффициент корреляции для которой не будет превышать заданного значения. Такой «подбор» является нетривиальной задачей из-за больших значений M и n для практически значимых систем идентификации. В целях уменьшения вычислительной сложности этой задачи можно использовать две процедуры: конкатенацию двоичных кодов и индуктивное построение требуемых групп кодов. Рассмотрим их подробнее.

Конкатенация двоичных кодов

Кодовая комбинация $A_i = (a_i^1 \dots a_i^n a_i^{n+1} \dots a_i^{2n})$ – результат конкатенации кодовых комбинаций $C_v = (c_v^1 c_v^2 \dots c_v^n)$ и $C_w = (c_w^1 c_w^2 \dots c_w^n)$, если левая половина A_i равна $(a_i^1 \dots a_i^n) = (c_v^1 \dots c_v^n)$, а правая половина – $(a_i^{n+1} \dots a_i^{2n}) = (c_w^1 \dots c_w^n)$, соответственно.

Пример выполнения конкатенации представлен на рисунке 2а.

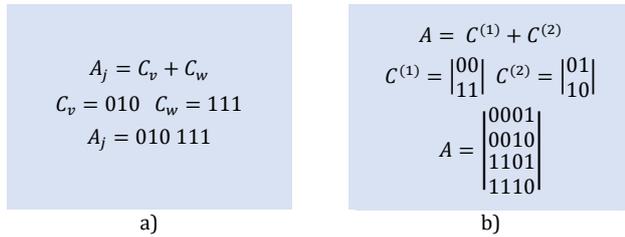


Рис. 2. Конкатенация двоичных кодов C_v и C_w (а) и попарная конкатенация двух групп кодов $C^{(1)}$ и $C^{(2)}$ (б)

Fig. 2. Concatenation of Binary Codes C_v and C_w (a) and Pairwise Concatenation of Two Groups of Codes $C^{(1)}$ and $C^{(2)}$ (b)

Если мы имеем две группы кодовых комбинаций, одна из которых:

$$C^{(1)} = \{C_1^{(1)}, \dots, C_i^{(1)}, \dots, C_M^{(1)}\}, \text{ мощностью } M,$$

а другая:

$$C^{(2)} = \{C_1^{(2)}, \dots, C_i^{(2)}, \dots, C_M^{(2)}\}, \text{ мощностью } N,$$

то результатом их попарной конкатенации будет группа из $N \cdot M$ кодов $A = \{A_1, \dots, A_j, \dots, A_{M \cdot N}\}$, где A_j – результат конкатенации каждого кода из группы $C^{(1)}$ с каждым кодом из группы $C^{(2)}$. Пример выполнения попарной конкатенации $C^{(1)}$ и $C^{(2)}$ представлен на рисунке 2б.

Для обозначения операции конкатенации будем использовать оператор «+»: $A = C^{(1)} + C^{(2)}$.

Индуктивное построение требуемых групп кодов

Целью индуктивной процедуры является формирование такой группы кодов, которая объединяла бы коды, имеющие длину $2n$, и при этом различающихся на $k, k + 1, \dots, 2n$ разрядов. Построение такой группы при помощи полного перебора становится невозможным при значениях n , имеющих практическое значение. Однако при малых значениях n полный перебор возможен.

В основе построения групп с достаточно большим n и заданным коэффициентом корреляции лежит получение на первом шаге трех групп кодов с небольшими значениями n и k , а именно групп, объединяющих коды:

- длиной n , различающихся на $k, k + 1, \dots, n$ разрядов;
- длиной n , различающихся на $k/2, k/2 + 1, \dots, n$ разрядов;
- длиной $2n$, различающихся на $k/2, k/2 + 1, \dots, 2n$ разрядов.

Необходимо подчеркнуть, что указанное количество разных разрядов должно выполняться для любой пары кодов, объединенных в одной группе.

Процесс завершается по достижении требуемых значений n и уровня корреляции между кодами одной группы.

Для приведенных ниже алгоритмов доказана возможность индуктивного построения групп кодов с требуемыми характеристиками.

Любая группа кодов содержит только одну группу с кодом, состоящим из одних нулей. Для удобства изложения будем называть ее базовой группой. На рисунке 3а базовой группой является группа кода $\Psi^{(1)}(4,2)$. Она состоит из 4-х групп инверсных кодов, выделенных пунктирными линиями. Сложение по модулю 2 любой пары кодов из группы $\Psi^{(1)}(4,2)$ дает код, который так же принадлежит этой группе кодов.

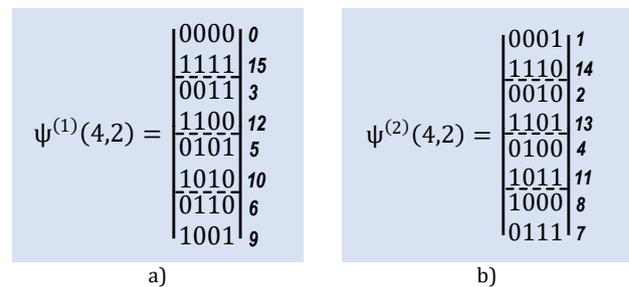


Рис. 3. Примеры полной и максимальной групп кодов: а) $\Psi^{(1)}(4,2)$; б) $\Psi^{(2)}(4,2)$

Fig. 3. Examples of Full and Maximum Code Groups: a) $\Psi^{(1)}(4,2)$; б) $\Psi^{(2)}(4,2)$

Остальные 8 кодов длины $n = 4$ (см. рисунок 3б) также образуют группу кодов $\Psi^{(2)}(4,2)$, отличающихся на $k = 2$, и тоже могут быть разделены на 4 группы инверсных кодов. Группа кодов $\Psi^{(2)}(4,2)$ может быть образована путем сложения по модулю 2 каждого из кодов группы $\Psi^{(1)}(4,2)$ с любым из восьми кодов, который не входит в группу $\Psi^{(1)}(4,2)$.

Введем необходимые определения.

Полную группу кодов длины n , отличающихся друг от друга как минимум в k разрядах, образует такая группа кодов, которая не может быть увеличена за счет добавления в нее еще хотя бы одного кода длины n .

Максимальная полная группа кодов – полная группа кодов с максимальной мощностью. Группы кодов $\Psi^{(1)}(4,2)$ и $\Psi^{(2)}(4,2)$, представленные на рисунке 3, являются полными и максимальными. Мощность полной и максимальной группы $\Psi(n, k)$ обозначим через $M_{n,k}^{\text{Код}}$. В примерах (см. рисунок 3) мощность $M_{4,2}^{\text{Код}} = 8$.

Полная совокупность групп кодов объединяет все группы кодов длины n , и таким образом, включает 2^n различных кодов. В примере (см. рисунок 3) объ-

единение групп кодов $\Psi^{(1)}(4,2)$ и $\Psi^{(2)}(4,2)$ образует полную совокупность групп кодов $\widehat{\Psi}(4,2)$: $\widehat{\Psi}(4,2) = \{\Psi^{(1)}(4,2), \Psi^{(2)}(4,2)\}$.

Число полных и максимальных групп кодов в полной совокупности кодов длиной n , отличающихся не менее чем на k разрядов, будем обозначать $C_{n,k}^{Гр}$. Если $n = 4$ и $k = 2$, то, как видно из рисунка 3, $C_{4,2}^{Гр} = 2$. Процесс формирования групп кодов с требуемыми свойствами включает три алгоритма:

Алгоритм 1 в качестве исходных данных использует группу кодов длиной n , отличающихся в совокупности не менее, чем k разрядами, и при помощи операции конкатенации формирует новую группу кодов длиной $2n$, которые также отличаются k разрядами. Фактически, этот алгоритм, за счет увеличения длины кодов при зафиксированном значении k , повышает число кодовых комбинаций в группе кодов M , и при этом растет их взаимная попарная корреляция. Если при достигнутом значении M коэффициент корреляции больше заданного в исходных данных, необходимо увеличить значение k и повторить выполнение алгоритма 1.

Алгоритм 2 объединяет уже сформированные группы кодов в полные и максимальные группы, которые по-прежнему отличаются в совокупности не менее, чем k разрядами. Фактически, совместная работа первого и второго алгоритмов позволяет сформировать начальную группу кодов определенной длины, отличающихся на определенное число разрядов, причем эта начальная группа является полной и максимальной.

Алгоритм 3 формирует новые полные и максимальные группы кодов, которые отличаются от начальной группы, что позволяет получить полную совокупность групп кодов. Для этого используется процедура инверсии одного или нескольких столбцов начальной группы кодов.

Алгоритм 1 формирования группы кодов с требуемым значением коэффициента корреляции

Рассмотрим процесс формирования групп кодов с требуемыми свойствами. В качестве исходных данных задаются значения свойств группы кодов: M^* – мощность группы кодов или n^* – длина группы кодов (выбирается из ряда чисел (1)), $Q_{AB}(n^*, k)$ – минимально допустимый коэффициент корреляции.

Допустим, заданы значения: n^* и $Q_{AB}(n^*, k)$, в этом случае по формуле (2) можно найти число отличающихся разрядов в кодах [13]:

$$k = \frac{n}{2} (1 - Q_{AB}(n^*, k)).$$

Итак, значения n^* и k задают требуемые свойства группы кодов, алгоритм формирования которой представлен на рисунке 4.

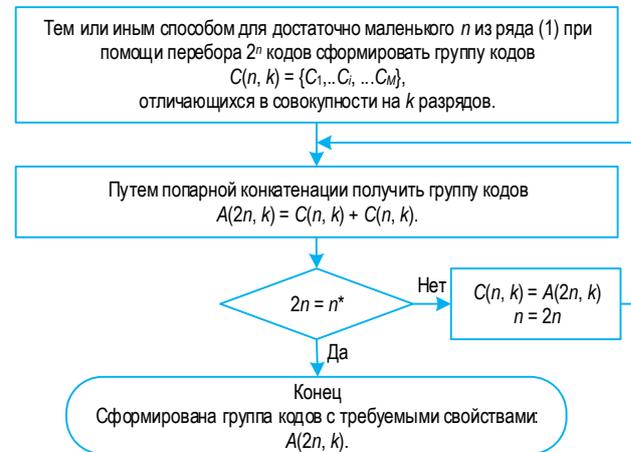


Рис. 4. Алгоритм формирования группы кодов

Fig. 4. The Algorithm for Forming a Group of Codes

Фактически, алгоритм (см. рисунок 4) за счет увеличения длины кодов и корреляции между ними увеличивает мощность множеств кодов, отличающихся определенным числом разрядов. Рассмотрим свойства группы кодов $A(2n, k)$, сформированных при помощи этого алгоритма.

Свойство 1.1. Длина кодов $A_i \in A(2n, k)$ равна $2n$, поскольку они образуются конкатенацией двух кодов групп $C(n, k)$ длиной n .

Свойство 1.2. Число кодов группы $A(2n, k)$ равно $M \cdot M = M^2$, поскольку реализуется конкатенация каждого из M кодов группы $C(n, k)$ с каждым другим кодом, включая себя самого.

Свойство 1.3. Коды группы $A(2n, k)$ отличаются в совокупности k разрядами. Чтобы убедиться в этом, выберем два разных произвольных кода:

$$A_i = (a_i^1 \dots a_i^n a_i^{n+1} \dots a_i^{2n}) \in A(2n, k),$$

$$A_j = (a_j^1 \dots a_j^n a_j^{n+1} \dots a_j^{2n}) \in A(2n, k).$$

Сравним по отдельности левые $(a_i^1 \dots a_i^n)$ и $(a_j^1 \dots a_j^n)$ и правые $(a_i^{n+1} \dots a_i^{2n})$ и $(a_j^{n+1} \dots a_j^{2n})$ части этих кодов.

Поскольку при построении кодов A_i и A_j использовалась операция попарной конкатенации кодов из множества $C(n, k)$, то:

$$(a_i^1 \dots a_i^n) \in C(n, k),$$

$$(a_j^1 \dots a_j^n) \in C(n, k),$$

и левые половины отличаются или на k разрядов, или совпадают (не отличаются ни одним из разрядов);

$$(a_i^{n+1} \dots a_i^{2n}) \in C(n, k),$$

$$(a_j^{n+1} \dots a_j^{2n}) \in C(n, k),$$

и правые половины отличаются либо на k разрядов, либо совпадают.

Если совпадают левые половины:

$$(a_i^1 \dots a_i^n) = (a_j^1 \dots a_j^n),$$

то не могут совпадать правые половины (в противном случае A_i и A_j – это один и тот же код):

$$(a_i^{n+1} \dots a_i^{2n}) \neq (a_j^{n+1} \dots a_j^{2n}).$$

Аналогично, если:

$$(a_i^{n+1} \dots a_i^{2n}) = (a_j^{n+1} \dots a_j^{2n}),$$

то

$$(a_i^1 \dots a_i^n) \neq (a_j^1 \dots a_j^n),$$

а значит, исходя из свойств кодов, объединенных в множество $C(n, k)$, коды A_i и A_j отличаются хотя бы k разрядами, и группа кодов $A(2n, k)$ обладает заявленным свойством 3.

Рассмотрим, например, коды длиной 4 бит (см. рисунок 3). Парной конкатенацией кодов каждой из групп $\Psi^{(1)}(4,2)$ и $\Psi^{(2)}(4,2)$ могут быть получены две группы кодов $A^{(1)}(8,2)$ и $A^{(2)}(8,2)$, соответственно, по $8 \cdot 8 = 64$ кода длиной 8 бит в каждой – результат показан на рисунке 5.

$A^{(1)}(8,2) =$	00000000	0	$A^{(2)}(8,2) =$	00010001	17
	00000011	3		00010010	18
	00000101	5		00010100	20
	00000110	6		00010111	23
	00001001	9		00011000	24
	00001010	10		00011011	27
	00001100	12		00011101	29
	00001111	15		00011110	30
	
	11110000	240		11100001	225
	11110011	243		11100010	226
	11110101	245		11100100	228
	11110110	246		11100111	231
	11111001	249		11101000	232
	11111010	250		11101011	235
	11111100	252		11101101	237
11111111	255	11101110	238		

Рис. 5. Группы кодов $A^{(1)}(8,2)$ и $A^{(2)}(8,2)$

Fig. 5. Code Groups $A^{(1)}(8,2)$ and $A^{(2)}(8,2)$

На рисунке 5 показаны только первые и последние 8 кодовых комбинаций для каждой группы. Обе группы обладают свойством 3 – коды группы $A^{(1)}(8,2)$ и коды группы $A^{(2)}(8,2)$ отличаются в совокупности 2-мя разрядами.

Свойство 1.4. Если в группу кодов $C(n, k)$ входят прямой и инверсный коды $C_v = (c_v^1 \dots c_v^n) \in C(n, k)$ и $\overline{C}_v = (c_v^{-1} \dots c_v^{-n}) \in C(n, k)$, то в группу $A(2n, k) = C(n, k) \cdot C(n, k)$, в которую входит код $A_i = (a_i^1 \dots a_i^n) \in A(2n, k)$, может быть включен инверсный ему код $\overline{A}_i = (a_i^{-1} \dots a_i^{-n})$.

Действительно, пусть код A_i является результатом конкатенации кода $C_v = (c_v^1 c_v^2 \dots c_v^n)$ с самим со-

бой, то есть $A_i = (c_v^1 c_v^2 \dots c_v^n c_v^1 c_v^2 \dots c_v^n)$. Но тогда, поскольку группа $C(n, k)$ содержит и прямой и инверсный коды, код $\overline{A}_i = (\overline{c}_v^1 \overline{c}_v^2 \dots \overline{c}_v^n \overline{c}_v^1 \overline{c}_v^2 \dots \overline{c}_v^n)$, который образован конкатенацией кода \overline{C}_v с самим собой $\overline{C}_v = (c_v^{-1} \dots c_v^{-n}) \in C(n, k)$, так же должен входить в группу $A(2n, k) = C(n, k) \cdot C(n, k)$.

Обе группы кодов, $A^{(1)}(8,2)$ и $A^{(2)}(8,2)$ (см. рисунок 5) состоят из пар прямых и инверсных кодов. Например, первый и последний, второй и предпоследний и т. д. коды обеих групп представляют собой инверсные коды.

Свойство 1.5. Если сложение по модулю 2 двух произвольных кодов:

$$C_v = (c_v^1 \dots c_v^n) \in C(n, k),$$

$$C_w = (c_w^1 \dots c_w^n) \in C(n, k)$$

дает код $\tilde{C} = C_v \oplus C_w$, который так же входит в группу $\tilde{C} \in C(n, k)$, то и в $A(2n, k) = C(n, k) \cdot C(n, k)$, в которую входят коды:

$$A_i = (a_i^1 \dots a_i^n) \in A(2n, k),$$

$$A_j = (a_j^1 \dots a_j^n) \in A(2n, k),$$

может быть включен код $\tilde{A} = A_i \oplus A_j$.

Справедливость этого утверждения следует из того, что сложение по модулю 2 левых и правых половин кодов A_i и A_j даст коды, принадлежащие группе $C(n, k)$. Следовательно, левая и правая половины кода $\tilde{A} = A_i \oplus A_j$ входят в группу кодов $C(n, k)$, а сам код \tilde{A} , по построению, – в группу кодов $A(2n, k)$. Это свойство дает возможность дополнительной проверки принадлежности кода к группе кодов (не только по коэффициенту корреляции). Например, для группы кодов $\Psi^{(1)}(4,2)$ (см. рисунок 3) свойство 5 выполняется, значит, будет выполняться и для всех других групп кодов, построенных на основе $\Psi^{(1)}(4,2)$ при помощи алгоритма (см. рисунок 4).

Свойство 1.6. Если код C_v одновременно входит в две полные и максимальные группы кодов, отличающихся в совокупности на k и на $k/2$ разрядов:

$$C_v \in \Psi^{(g)}(n, k) \text{ и } C_v \in \Psi^{(d)}(n, k/2),$$

то и вся группа кодов с отличием в k разрядов принадлежит группе кодов с отличием в $k/2$ разрядов:

$$\Psi^{(g)}(n, k) \in \Psi^{(d)}(n, k/2).$$

Это свойство очевидно, т.к. для всех кодов группы $C_v \in \Psi^{(g)}(n, k)$ принадлежность к группе $C_v \in \Psi^{(d)}(n, k/2)$ является более мягким требованием.

Алгоритм 2 формирования групп кодов в полные и максимальные группы

Алгоритм объединения групп кодов, построенных при помощи алгоритма 1, в полные и максимальные группы $\Psi^{(f)}(2n, k)$ показан на рисунке 6. Группы кодов $\Psi^{(f)}(2n, k)$, которые были получены в ходе выполнения алгоритма 2, обладают определенными свойствами.

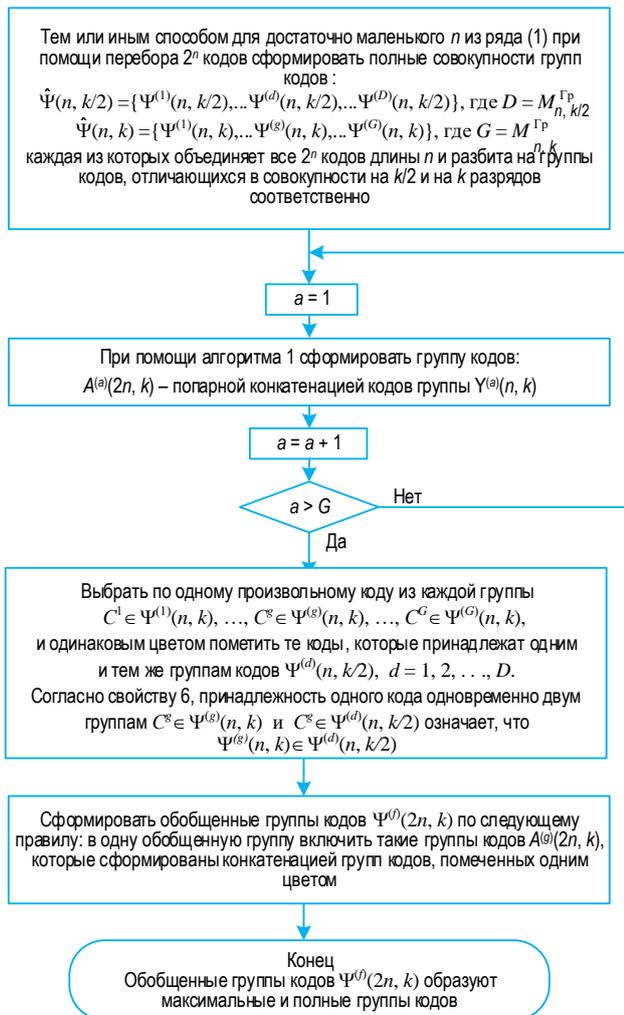


Рис. 6. Алгоритм объединения групп кодов в полные и максимальные группы

Fig. 6. An Algorithm for Combining Groups of Codes into Full and Maximum Groups

Свойство 2.1. Коды из группы $\Psi^{(f)}(2n, k)$ отличаются в совокупности не менее чем на k разрядов. Чтобы это доказать, выберем два произвольных кода $A_i \in \Psi^{(f)}(2n, k)$ и $A_j \in \Psi^{(f)}(2n, k)$.

Возможны две ситуации:

1) если коды принадлежат одной и той же группе $A_i, A_j \in A^{(g)}(2n, k)$, то они отличаются не менее, чем на k разрядов, в соответствии со свойством 3;

2) если коды принадлежат разным множествам $A_i \in A^{(g)}(2n, k), A_j \in A^{(q)}(2n, k)$, то, в соответствии с алгоритмом 2, и левые, и правые их половины будут

принадлежать множествам, которые отличаются на $k/2$ разрядов, а, значит, коды в целом отличаются не менее, чем на k разрядов.

Рассмотрим пример. Группы кодов, полученные выше – $\Psi^{(1)}(4,2)$ и $\Psi^{(2)}(4,2)$ (см. рисунок 3) имеют длину $n = 4$ и отличаются в совокупности на $k = 2$ разрядов. Можно заметить, что каждый код группы $\Psi^{(1)}(4,2)$ отличается от каждого кода группы $\Psi^{(2)}(4,2)$ не менее, чем на $k/2 = 1$ разрядов. Это значит, что группы кодов $A^{(1)}(8,2)$ и $A^{(2)}(8,2)$ (см. рисунок 5), у которых $2n = 8, k = 2$, могут быть объединены в общую группу мощностью 128 кодов: $\Psi^{(1)}(8,2) = A^{(1)}(8,2) \cup A^{(2)}(8,2)$.

Свойство 2.2. Группы кодов $\Psi^{(f)}(2n, k)$ являются полными и максимальными. Это свойство следует из полноты и максимальности групп кодов $\Psi^{(g)}(n, k)$ при $g = 1, 2, \dots, G$ и полноты совокупности групп кодов:

$$\hat{\Psi}(n, k) = \{\Psi^{(1)}(n, k), \dots, \Psi^{(g)}(n, k), \dots, \Psi^{(G)}(n, k)\}.$$

Предположим, что группа кодов $\Psi^{(f)}(2n, k)$ не полная и существует код:

$$\tilde{A} = (\tilde{a}^1 \dots \tilde{a}^n \tilde{a}^{n+1} \dots \tilde{a}^{2n}) \neq A_i = (a_i^1 \dots a_i^n a_i^{n+1} \dots a_i^{2n}),$$

$$A_i \in A(2n, k),$$

который может пополнить эту группу. Но тогда его левая и правая половины должны отличаться от произвольно выбранного кода $A_i \in A(2n, k)$, который сформирован конкатенацией кодов из групп $\Psi^{(1)}(n, k), \dots, \Psi^{(g)}(n, k), \dots, \Psi^{(G)}(n, k)$, а этого не может быть в силу полноты последних.

Свойство 2.3. Количество кодов $M_{n,k}^{\text{Код}}$ в полной и максимальной группе кодов $\Psi^{(f)}(2n, k)$ при любом $f = 1, 2, \dots, M_{n,k}^{\text{Гр}}$ равно:

$$M_{2n,k}^{\text{Код}} = (M_{n,k}^{\text{Код}})^2 \cdot M_{n,k/2}^{\text{Гр}}. \tag{4}$$

Независимость мощности групп кодов от номера группы следует из симметричности всех процедур и алгоритмов. Формула (4) позволяет найти количество кодов в группе $\Psi^{(f)}(2n, k)$, поскольку после выполнения алгоритма 1 согласно свойству 2 в данную группу включаются $(M_{n,k}^{\text{Код}})^2$ кодов некоторой группы $A(2n, k)$, а после выполнения алгоритма 2 осуществляется объединение кодов из $M_{n,k/2}^{\text{Гр}}$ таких групп.

Для расчета числа полных и максимальных групп кодов длиной n , отличающихся в совокупности не менее чем на k , можно воспользоваться следующей формулой:

$$M_{n,k}^{\text{Гр}} = \frac{2^n}{M_{n,k}^{\text{Код}}}. \tag{5}$$

В таблице 1 показаны зависимости числа полных и максимальных групп кодов длиной n от требуемого значения k . С помощью таблицы 1 можно подобрать, с учетом требуемого коэффициента корреляции (определяется значениями n и k , см. рисунок 1), параметры группы кодов, подходящей для маркировки заданного количества объектов.

ТАБЛИЦА 1. Количество полных и максимальных групп кодов длиной n от требуемого числа k

TABLE 1. The Number of Complete and Maximum Groups of Length Codes n from the Required Number k

n – длина кода, бит	k – количество несовпадающих по значению разрядов, бит не менее			
	2	4	8	16
4	2 группы по 2^3 кодов	–	–	–
8	2 группы по 2^7 кодов	2^4 группы по 2^4 кодов	–	–
16	5 групп по 2^{11} кодов	2^8 группы по 2^{11} кодов	2^{11} группы по 2^5 кодов	–
32	–	2^{16} группы по 2^{16} кодов	2^{22} группы по 2^{10} кодов	2^{26} группы по 2^6 кодов
64	–	2^{32} группы по 2^{32} кодов	2^{44} группы по 2^{20} кодов	2^{52} группы по 2^{12} кодов
128	–	–	2^{88} группы по 2^{40} кодов	2^{104} группы по 2^{24} кодов

Алгоритм 3 формирования полной совокупности групп кодов

Алгоритм формирования полной совокупности групп кодов:

$$\hat{\Psi}(2n, k) = \{\Psi^{(1)}(2n, k), \dots, \Psi^{(f)}(2n, k), \dots, \Psi^{(F)}(2n, k)\},$$

где $F = M_{2n,k}^{Гр}$, показан на рисунке 7.

Свойство 3.1. Полученная в ходе выполнения алгоритма 3 группа кодов $\Psi^{(f)}(2n, k)$ является новой полной и максимальной группой кодов, которые отличаются в совокупности на k разрядов.

Группа $\Psi^{(f)}(2n, k)$ является новой, так как выбирается код, не принадлежащий уже построенным группам кодов. Кроме того, она является полной и максимальной, поскольку операция сложения с кодом \tilde{A} на последнем шаге алгоритма не может уменьшить число кодов в группе, а исходная группа $\Psi^{(1)}(2n, k)$ является полной и максимальной.

Группа кодов $\Psi^{(f)}(2n, k)$, также как и группа кодов $\Psi^{(1)}(2n, k)$, отличается в совокупности на k разрядов, т. к. сложение, выполняемое на последнем шаге алгоритма 3, приводит к инверсии разрядов одного и того же столбца матрицы $\|\Psi^{(1)}(2n, k)\|$.

Свойство 3.2. Совокупность групп кодов:

$$\hat{\Psi}(2n, k) = \{\Psi^{(1)}(2n, k), \dots, \Psi^{(f)}(2n, k), \dots, \Psi^{(F)}(2n, k)\},$$

где $F = M_{2n,k}^{Гр}$, полученная в результате выполнения алгоритма 3, является полной. Это свойство следует из того, что на 3 шаге алгоритма 3 выбираются все коды, которые еще не были включены в существующие группы кодов.

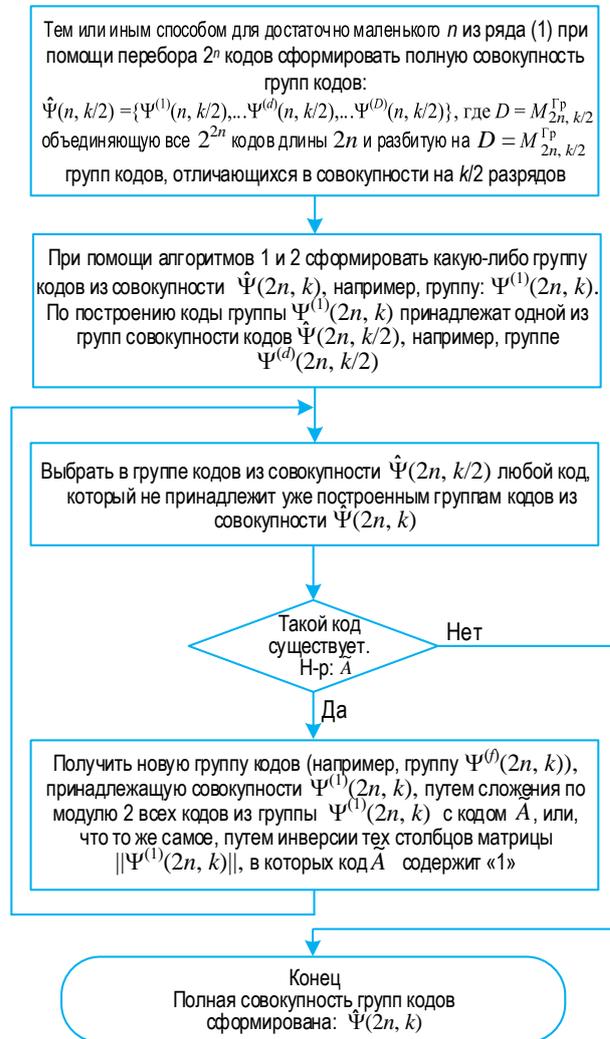


Рис. 7. Алгоритм формирования полной совокупности групп кодов

Fig. 7. The Algorithm for the Complete Set Formation of Code Groups

Заключение

Радиочастотная идентификация объектов относится к числу динамично развивающихся технологий. Большая защищенность от подделок, способность работать при любой освещенности, различных погодных и климатических условиях, надежность регистрации маркированных объектов определили потребность в подобных системах в таких областях, как почтовая связь, логистика, транспорт, медицина, коммерческая деятельность, оптовая и розничная торговля, охранные системы, таможенная деятельность и многих других [1–3]. С информационной точки зрения работа таких систем невозможна без использования процедур синтеза групп кодов для

маркировки того или иного множества объектов. Причем к свойствам кодов и групп кодов предъявляются дополнительные жесткие требования, обусловленные необходимостью маркировки и надежной регистрации большого числа объектов в условиях неидеальной среды передачи радиосигналов [14].

При создании RFID-систем возникает проблема множественного доступа к группе идентифицируемых объектов, расположенных в ограниченном пространстве. Решение этой проблемы предложено в стандартах GEN1 и GEN2 EPC Global применительно к активным RFID-меткам, построенным на кремниевой технологии, использующим автономные источники питания и имеющим относительно высокую стоимость. В этом случае множественный доступ реализуется путем информационного воздействия на метку при помощи специальных команд типа: «Сообщи заводской номер», «Передай (запиши) байт из (в) память с адресом А»,

«Задержи передачу на время t_s », «Перейди (выйди) в (из) режима молчания» и т. п. Примерами таких алгоритмов могут служить бинарный алгоритм, Q -алгоритм (или алгоритм запроса с параметром Q С. Смита), алгоритм побитового перебора и др. [15].

В работе сформулирована задача множественного доступа для системы идентификации объектов при помощи применения пассивных RFID-меток на ПАВ, не использующих источники питания и имеющих низкую стоимость.

В ходе исследования был предложен подход к формированию групп слабо коррелированных кодов для маркировки объектов, расположенных в ограниченном пространстве. Разработан комплекс алгоритмов, позволяющий на основе корреляционного анализа формировать для меток группы кодов с заданными длиной кода, мощностью и коэффициентом попарной корреляции. Приведено обоснование свойств синтезируемых групп кодов.

Список источников

1. Колбанёв М.О., Верзун Н.А. Цифровая трансформация логистических процессов множественной идентификации объектов // Развитие науки и научно-образовательного трансфера логистики / под научной ред. д-ра экон. наук, проф. В.В. Щербакова. СПб.: Санкт-Петербургский государственный экономический университет, 2019. С. 53–69. EDN:ULRAZJ
2. Корочкин Л.С., Астафьев И.А., Молдованов А.А., Шмаков М.С. Радиочастотная идентификация товарно-транспортных накладных грузов // Труды БГТУ. Серия 4: Принт- и медиатехнологии. 2019. № 1(219). С. 24–28. EDN:VIDAOG
3. Верзун Н.А., Колбанёв М.О., Омелян А.В. RFID-технологии для эффективности и безопасности документооборота // Технологии информационно-экономической безопасности. СПб.: Санкт-Петербургский государственный экономический университет, 2016. С. 44–51. EDN:XFZLDH
4. ГОСТ Р ИСО/МЭК 15693-3-2011. Карты идентификационные. Карты на интегральных схемах бесконтактные. Карты удаленного действия. Антиколлизия и протокол передачи данных. М.: Стандартинформ, 2014. 40 с.
5. Liu H., Chen Y., Tzeng W. A Multi-Carrier UHF Passive RFID System // Proceedings of the International Symposium on Applications and the Internet Workshops (Hiroshima, Japan, 15–19 January 2007). IEEE, 2007. DOI:10.1109/SAINT-W.2007.9
6. Верзун Н.А., Воробьева Д.М., Колбанёв А.М., Колбанёв М.О. Обзор технологий и стандартов RFID систем // Информационные технологии и телекоммуникации. 2018. Т. 6. № 1. С. 1–11. EDN:XOCWYX
7. Лахири С. RFID. Руководство по внедрению: практическое руководство от опытного ИТ-архитектора в области RFID: научитесь оценивать, планировать и развертывать RFID-системы. Пер. с англ. М.: КУДИЦ-ПРЕСС, 2007. 298 с.
8. Profetto L., Gherardelli M., Iadanza E. Radio Frequency Identification (RFID) in health care: where are we? A scoping review // Health and Technology. 2022. Vol. 12. PP. 879–891. DOI:10.1007/s12553-022-00696-1
9. Hubacz M., Pawłowicz B., Salach M., Trybus B. Model urządzenia piorącego wykorzystującego tekstroniczne transponder RFID // Pomiar Automatyka Robotyka. 2022. Vol. 26. No. 4. PP. 69–77.
10. Вековцева Т.А., Шанина Т.В. Технология RFID и будущее производство радиочастотной этикетки // Международный научно-исследовательский журнал. 2017. № 3-4(57). С. 20–22. DOI:10.23670/IRJ.2017.57.071. EDN:YGTZHX
11. Морелос-Сарагоса Р. Искусство помехоустойчивого кодирования. Методы, алгоритмы, применение. М.: Техносфера, 2005. 319 с.
12. Березкин Е.Ф. Основы теории информации и кодирования: учебное пособие. СПб.: Лань, 2022. 320 с.
13. Антонов В.В. Антиколлизионный механизм информационного обмена для маркеров на поверхностно-активных волнах // VI Международная научно-техническая и научно-методическая конференция «Актуальные проблемы инфотелекоммуникаций в науке и образовании» (Санкт-Петербург, Российская Федерация, 01–02 марта 2017 г.). СПб.: Санкт-Петербургский государственный университет телекоммуникаций им. проф. М.А. Бонч-Бруевича, 2017. Т. 3. С. 36–39. EDN:YTBDSU
14. Шарфельд Т. Системы RFID низкой стоимости. М., 2006. 197 с.
15. Верзун Н.А., Колбанёв А.М., Советов Б.Я., Колбанёв М.О. Антиколлизионные алгоритмы систем радиочастотной идентификации // Известия СПбГЭТУ ЛЭТИ. 2018. № 10. С. 24–31. EDN:PLTCCZ

References

1. Kolbanev M.O., Verzun N.A. Digital transformation of logistics processes for multiple identification of objects. *Development of Science and Scientific-Educational Transfer of Logistics* / under the scientific editorship of Dr. of Economics, prof. V.V. Shcherbakov. St. Petersburg: St. Petersburg State University of Economics Publ.; 2019. p.53–69 (in Russ.) EDN:ULRAZJ

2. Korochkin L.S., Astafyev I.A., Moldovanov A.A., Shmakov M.S. Radio frequency identification of consignment notes. *Proceedings of BSTU. Series 4: Print and media technologies*. 2019;1(219):24–28. (in Russ.) EDN:VIDAOG
3. Verzun N.A., Kolbanev M.O., Omelyan A.V. RFID technologies for the efficiency and security of document flow. *Technologies of Information and Economic Security*. St. Petersburg: St. Petersburg State University of Economics Publ.; 2016. p.44–51. (in Russ.) EDN:XFZLDH
4. GOST ISO/IEC 15693-3-2011. *Identification cards. Contactless integrated circuit cards. Vicinity cards. Part 3. Anticollision and transmission protocol (IDT)*. Moscow: Standartinform Publ.; 2014. 40 p. (in Russ.)
5. Liu H., Chen Y., Tzeng W. A Multi-Carrier UHF Passive RFID System. *Proceedings of the International Symposium on Applications and the Internet Workshops, 15–19 January 2007, Hiroshima, Japan*. IEEE; 2007. DOI:10.1109/SAINT-W.2007.9
6. Verzun N., Vorobyova D., Kolbanev A., Kolbanev M. Review of Technologies and Standards RFID System. *Telecom IT*. 2018;6(1):1–11. EDN:XOCWYX
7. Lahiri S. *RFID Sourcebook Upper Saddle River*. IBM Press, 2006. 276 p.
8. Profetto L., Gherardelli M., Iadanza E. Radio Frequency Identification (RFID) in health care: where are we? A scoping review. *Health and Technology*. 2022;12:879–891. DOI:10.1007/s12553-022-00696-1
9. Hubacz M., Pawłowicz B., Salach M., Trybus B. Model of Washing Device Using Textronic RFID Transponders. *Pomiary Automatyka Robotyka*. 2022;26(4):69–77.
10. Vekovtseva T.A., Shanina T.V. RFID technology and future production of radio frequency labels. *International Research Journal*. 2017;3-4(57):20–22. DOI:10.23670/IRJ.2017.57.071. EDN:YGTZHX
11. Morelos-Zaragoza R. *The Art of Noise-Tolerant Coding. Methods, Algorithms, Application*. Moscow: Tehnosfera Publ.; 2005. 319 p. (in Russ.)
12. Berezkin E.F. *Fundamentals of Information Theory and Coding*. St. Petersburg: Lan Publ.; 2022. 320 p. (in Russ.)
13. Antonov V. Anti-Collision Mechanism of Information Exchange for Markers on Surface-Active Waves. *Proceedings of the IVth International Conference on Infotelecommunications in Science and Education, 01–02 March 2017, St. Petersburg, Russian Federation, vol.3*. St. Petersburg: The Bonch-Bruевич Saint-Petersburg State University of Telecommunications Publ.; 2017. p.36–39. (in Russ.) EDN:YTBDSU
14. Sharfeld T. *Low Cost RFID Systems*. Moscow; 2006. 197 p. (in Russ.)
15. Verzun N.A., Kolbanev A.M., Sovetov B.Ya., Kolbanev M.O. Anti-collision algorithms of radio-frequency identification systems. *Proceedings of Saint Petersburg Electrotechnical University*. 2018;10:24–31. (in Russ.) EDN:PLTCCZ

Статья поступила в редакцию 15.08.2024; одобрена после рецензирования 21.11.2024; принята к публикации 28.11.2024.

The article was submitted 15.08.2024; approved after reviewing 21.11.2024; accepted for publication 28.11.2024.

Информация об авторах:

<p>ВЕРЗУН Наталья Аркадьевна</p>	<p>кандидат технических наук, доцент, доцент кафедры информационных систем и технологий Санкт-Петербургского государственного экономического университета  https://orcid.org/0000-0002-0126-2358</p>
<p>КОЛБАНЁВ Алексей Михайлович</p>	<p>технический руководитель продукта Новостройки направления по работе с девелоперами АО «ЭР-Телеком Холдинг»  https://orcid.org/0009-0008-7542-9123</p>
<p>КОЛБАНЁВ Михаил Олегович</p>	<p>доктор технических наук, профессор, профессор кафедры информационных систем и технологий Санкт-Петербургского государственного экономического университета  https://orcid.org/0000-0003-4825-6972</p>

Авторы сообщают об отсутствии конфликтов интересов.

The authors declare no conflicts of interests.