

شناسایی کور پارامترهای کد توربو کانولوشنال در حالت سوراخ شدگی

حمیدرضا کاکایی مطلق^{۱*}، حمیدرضا لشکریان^۲، مجید شیخ محمدی^۳

۱-۲- استادیار، دانشگاه جامع امام حسین (ع) ۳- دانشیار، دانشگاه تربیت مدرس

(دریافت: ۱۴۰۲/۱۲/۲۶، بازنگری: ۱۴۰۳/۰۲/۰۹، پذیرش: ۱۴۰۳/۰۲/۱۲، انتشار: ۱۴۰۳/۰۳/۱۱)

DOR: <https://dor.isc.ac/dor/20.1001.1.26762935.1403.15.1.6.3>

چکیده

کدگذارهای توربو کانولوشنال یکی از جدیدترین انواع کدگذارهای کانال هستند. برای ایجاد امکان کدگذاری با نرخهای مختلف توسط یک کدگذار، از بلوک سوراخ کننده استفاده می شود. اجرای موفق فرایند شناسایی کور پارامترهای این کدگذارها برای استخراج اطلاعات از دنباله بیت دریافتی ضروری است. به دلیل اینکه به طور کلی ساختار این کدگذار از ترکیب دو کدگذار کانولوشنال و یک جای گردان ایجاد گردیده است، تفکیک داده خروجی کدگذارهای کانولوشنال در شرایط عادی و سوراخ شده می تواند کار شناسایی ساختار کدگذار را بسیار ساده تر نماید. در این مقاله با استفاده از تکنیک افزایش ماتریس بردارهای عمود، روشی برای دسته بندی اعضای کلمه کد کدگذار توربو کانولوشنال به خروجی های کدگذار کانولوشنال ۱ و ۲ ارائه شده است. به وسیله اجرای الگوریتم پیشنهادی بر روی خروجی شبیه سازی شده چند کدگذار مختلف، نشان داده شده است که در شرایط سوراخ شدگی نیز این روش قابل اجراست.

کلیدواژه ها: کدگذار توربو کانولوشنال، شناسایی کور کدینگ کانال، شناسایی ماتریس عمود

Blind Recognition of Punctured Turbo Convolutional Codes

H. Kakaei Motlagh^{*}, H. Lashkarian, M. Sheikhmohammady^{id}

Imam Hossein University

(Received: 2024/03/16, Revised: 2024/04/28, Accepted: 2024/05/01, Published: 2024/05/31)

Abstract

Turbo convolutional encoders are one of the newest types of channel encoders. A puncturing block is used to create the possibility of encoding at different rates by an encoder. The successful implementation of blind parameter recognition process of these encoders for extracting information from the received bit sequence is essential. Since the structure of this encoder is generally created by combining two convolutional encoders and a permutation, separating the output data of convolutional encoders in normal and punctured conditions can make it much easier to recognition the structure of the encoder. In this article, using the technique of partitioning orthogonal vector matrices, a method for classifying members of the turbo convolutional encoder code word into convolutional encoder outputs 1 and 2 has been presented. By running the proposed algorithm on the output of several different simulated encoders, it has been shown that this method is also executable in punctured conditions.

Keywords: Turbo Convolutional Codes, Blind Recognition of Channel Code, Orthogonal Matrix Recognition.

*Corresponding Author E-mail: hkakaei@ihu.ac.

۱. مقدمه

باربیر نبود سوراخ شدگی در خروجی کدگذار فرض گردیده است. در یک مقاله‌ی [۸] مروری، علاوه بر مقایسه‌ی گزارشات [۶] و [۷]، روش‌های شناسایی کدهای بلوکی خطی برای استفاده در شناسایی کدهای توربو بررسی شده است. با توجه به دسته‌بندی ارائه‌شده در این مقاله روش‌های شناسایی کدگذار به دودسته‌ی کلی تقسیم می‌شوند: ۱- شناسایی با اعمال فرض روی دوگان کد و بررسی احتمالاتی آن ۲- شناسایی با استفاده از رتبه [۹]. حال در صورتی که نویز وجود داشته باشد، روش شناسایی با استفاده از رتبه خود به دودسته‌ی پایه‌ای و لمبویس [۱۰] و سیکات [۱۱] تقسیم می‌شوند. روش و لمبویس [۱۰] استفاده از وزن همینگ کوتاه کدی است که با ستون‌های ماتریس استراق سمع شده ساخته می‌شود. در حالی که روش سیکات مبتنی بر استفاده از تصادفی سازی الگوریتم حذف-گوس است.

رفاعی و همکاران [۱۲] برای کانال بدون نویز، روش شناسایی که پایه‌اش استفاده از کدگشای انتشار باور و رتبه است را معرفی کرده‌اند. این روش شناسایی عمومی بوده و ماتریس دوگان و سنکرون سازی را به‌عنوان خروجی برمی‌گرداند و همچنین برای کدهای توربو، کانولوشن و LDPC شناسایی را انجام می‌دهد. از فرضیات ساده کننده‌ی آن می‌توان به معلوم بودن بلوک سوراخ شدگی اشاره نمود. ژنگ و همکاران [۱۳] شناسایی را به‌صورت نیمه‌کور با استفاده از مجموعه جواب انجام دادند. علی‌رغم شناسایی بلوک‌های کدگذار توسط روش پیشنهادی، جای گردان داخلی و سوراخ شدگی به دلیل نیمه‌کور بودن، امکان استفاده در کاربردهای واقعی را ندارد. لبه‌ی دانش شناسایی پارامترهای کدگذار توربو با همراهی نویز توسط سوامیناتان [۱۴] معرفی شده است. روش شناسایی از نوع کور بوده و شناسایی نرخ کد، اندازه‌ی جای گردان داخلی و تعداد رجیسترها با استفاده از محاسبه رتبه ماتریس داده دریافتی انجام می‌گیرد. تیموری [۱۵] به شناسایی نرخ کد و ماتریس سوراخ شدگی پرداخته است. در این روش فرض شده که سنکرون سازی از قبل حل شده است.

شناسایی پاسخ تکانه با استفاده از جستجو برای یافتن یک چندجمله‌ای بهینه به‌عنوان بخشی از ماتریس سازنده انجام می‌شود. فرض‌های عدم سوراخ شدگی، معلوم بودن نرخ کد و تعداد رجیسترها را برای محاسبه‌ی پاسخ تکانه در نظر گرفته شده است [۱۶]. در جدول (۱) فرضیات روش‌های شناسایی ساختار کدگذار توربو مقایسه شده است. موقعیت‌هایی که تیره شده‌اند، به معنی مجهول بودن آن پارامتر در روش شناسایی مربوطه است. همان‌طور که مشخص است، در تمام روش‌ها بلوک سوراخ‌کننده معلوم فرض شده است.

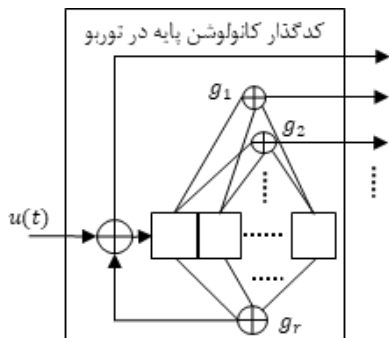
جدول ۱. مقایسه روش‌های شناسایی گزارش شده

امروزه با افزایش روزافزون استفاده از شبکه‌های ارتباطی و پیشرفت فناوری‌های انتقال اطلاعات، نیاز به سامانه‌های تصحیح خطای پیشرفته به یک نیاز مبرم تبدیل شده است. تکنیک‌های شنود و استخراج اطلاعات از روی داده شنود شده [۱] نیز یکی از نیازهای حوزه جنگ الکترونیک است. به‌طور هم‌زمان با رشد فناوری‌های انتقال اطلاعات شناسایی کور کدگذارهای کانال نیز در حال توسعه و پیشرفت است [۲ و ۳].

یکی از پرکاربردترین سامانه‌های تصحیح خطا، کدگذار توربو است. از این نوع کدگذاری در ارتباطات رادیویی به‌طور فزاینده-ای استفاده می‌شود. به‌عنوان مثال در استانداردهای ارتباطات مخابراتی مانند CDMA2000, BGAN, CCSDS, LTE و ... از این بلوک کدگذار استفاده گردیده است. به همین دلیل شناسایی کدگذار توربو موازی به‌صورت کور با استفاده از بیت‌های استراق سمع شده به یک موضوع مهم تبدیل شده است. این موضوع مورد توجه بسیاری از محققان قرار گرفته است و نتایج شناسایی قابل توجهی را به دست آورده‌اند. برخی روش‌ها به شناسایی نوع کدگذار و دسته‌بندی آنان پرداخته‌اند [۴]. اما در برخی دیگر از روش‌ها، به شناسایی ساختار توجه شده است. روش‌های شناسایی کدگذار توربو به دو زیر دسته‌ی شناسایی پارامترهای کدگذار و شناسایی ماتریس دوگان و سازنده تقسیم می‌شوند. زیر دسته‌ی شناسایی پارامترهای کدگذار فقط به شناسایی طول ورودی و خروجی و تعداد رجیسترها در کدگذارهای کانولوشن ۱ و ۲ می‌پردازند. در زیر دسته‌ی دوم، شناسایی ماتریس سازنده و دوگان کدگذار توربو یا کدهای تشکیل‌دهنده کانولوشن آن انجام می‌شود.

بحث و امکان‌پذیری شناسایی کدگذار توربو با گزارش شناسایی کدگذار کانولوشن فیلیول [۵] شروع شد که شناسایی کدگذار کانولوشن را با حل معادلات کدگذاری انجام می‌دهد. همچنین این روش به‌عنوان پایه‌ای برای روش باربیر [۶] قرار گرفته است. باربیر مبنای شناسایی کدگذار توربو را استفاده از روش شناسایی فیلیول قرار داد و سپس به شناسایی پارامترهای جای گردان پرداخت. ابتدا روش فیلیول را بهبود داد تا با محاسبات کمتری به پارامترهای کدگذار دست یابد و سپس با استفاده از ساختمان داده‌ی ترای به شناسایی جای گردان داخلی در حضور نویز پرداخت. محدودیت روش باربیر در این است که در شرایط سوراخ شدگی قابل‌اجرا نیست. در ادامه، گاتیر و همکاران [۷] به مشکلات روش شناسایی باربیر پرداخته و مسائل بجا مانده‌ای مانند کدگذار معادل و سوراخ کردن را برای شناسایی کدگذار توربو مطرح کردند. همچنین به‌جای استفاده از حل معادلات برای شناسایی، راه‌حل با پیچیدگی کمتری را با استفاده از رتبه پیشنهاد دادند. محدودیت این روش همانند روش

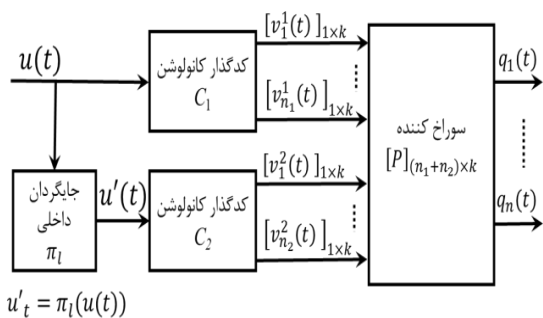
استفاده می‌شوند، در شکل (۲) نشان داده است. این ساختار ۲ تفاوت عمده با روش‌های رایج کدگذار کانولوشنال دارد. یکی وجود چند جمله فیدبک g_r و دیگری وجود مسیر خروجی سیستماتیک در این ساختار است. لذا روش‌های شناسایی کدگذارهای کانولوشنال برای شناسایی کدگذارهای توربو کانولوشنال مناسب نیستند.



شکل ۲. مدل کلی کدگذارهای کانولوشنال

۲-۱. مدل کدگذارهای توربو کانولوشنال

ساختار کدگذارهای توربو کانولوشنال را به‌طور کلی می‌توان به‌صورت شکل (۳) مدل نمود. همان‌طور که در شکل نشان داده شده است، ساختار یک کدگذار توربو از دو کدگذار کانولوشن C_1 و C_2 ، جای گردان بلوکی π_l و ماتریس سوراخ‌کننده P تشکیل گردیده است. داده ورودی $u(t)$ به دو مسیر کدگذار اول C_1 و جای گردان π_l وارد می‌گردد. جای گردان π_l یک جای گردان بلوکی است که داده ورودی u_t را به داده جای گردان شده $u'(t)$ تبدیل می‌نماید. طول بافر این جای گردان l است که برابر با طول داده ورودی به کدگذار توربو است. می‌توان ساختار جای گردان را به‌وسیله یک بردار جایگشت l بیتی تعریف نمود.



شکل ۳. مدل کلی کدگذارهای توربو کانولوشنال

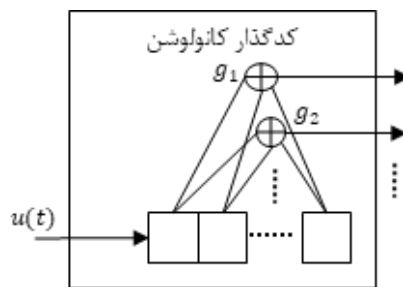
داده جای گردان شده $u'(t)$ به ورودی کدگذار کانولوشن C_2 وارد می‌گردد. در پروتکل‌های مخابراتی معمولاً کدگذارهای کانولوشن C_1 و C_2 مشابه‌اند (هرچند می‌توانند متفاوت باشند) و هر کدام شامل یک کدگذار کانولوشن سیستماتیک با چندجمله‌ای‌های سازنده کد مستقیم و بازگشتی هستند. داده‌های کدگذاری شده v^1 و v^2 به بلوک سوراخ‌کننده P وارد می‌شوند. این بلوک در هر مرحله ممکن است تعدادی از داده‌های

روش شناسایی	مرجع	هم‌زمانی	توربو	چندجمله‌ای
معادلات کدگذار	باربیر [۶]			
کد معادل و رتبه	گاتیر [۷]			
کدگذاری انتشار باور	رفاعی [۱۲]			
رتبه ماتریس	سوامیناتان [۱۴]			
نیمه‌کور	ژنگ [۱۳]			
پاسخ تکانه	کوته [۱۶]			

در این مقاله با استفاده از روش محاسبه ماتریس بردارهای دوگان و پردازش این ماتریس، با فرض وجود هم‌زمانی، حتی در صورت وجود سوراخ‌شدگی امکان تفکیک داده‌های خروجی مربوط به هر کدگذار کانولوشنال فراهم خواهد گردید؛ لذا ابتدا به ارائه یک مدل کلی از ساختار کدگذارهای توربو کانولوشنال پرداخته شده است. سپس الگوریتم‌های سوامیناتان و سیکات که مربوط به تشخیص پارامترهای کد توربو و جای گردان هستند، تشریح گردیده است. در ادامه روش پیشنهادی معرفی گردیده است و نتایج اجرای آن برای چند کدگذار مختلف مورد بررسی قرار گرفته و کارآمدی آن مقایسه گردیده است.

۱-۱. کدگذار کانولوشنال

ساختار کدگذارهای کانولوشنال را به‌طور کلی می‌توان به‌صورت شکل (۱) نشان داد. خروجی این مدل به بلوک سوراخ‌کننده اعمال می‌گردد. تاکنون روش‌هایی برای شناسایی ساختار کدگذار و تخمین پارامترهای آن ارائه گردیده است. الگوریتم مؤثر برای شناسایی کور کدهای کانولوشنال سوراخ‌شده ارائه شده [۱۷] که قادر است با دریافت دنباله‌ای از کدهای دریافتی، ماتریس بررسی توازن و الگوی سوراخ‌شدگی کد اصلی را استخراج کند. این روش با حل دستگاه معادلات خطی و انتخاب ماتریس‌های بهینه، ضمن حفظ پیچیدگی محاسباتی قابل قبول، توانایی مقابله با نویزهای کم را نیز دارد. این الگوریتم به‌ویژه برای کدهای کانولوشنال با نرخ $(n-1)/n$ که در دستگاه‌های ارتباطی تطبیقی کاربرد دارند، مناسب است و سایر نرخ‌ها را پشتیبانی نمی‌کند. لذا گزارشات کامل‌تری برای این موضوع ارائه گردیده است [۱۸].



شکل ۱. مدل کلی کدگذارهای کانولوشنال

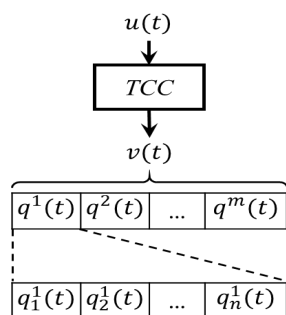
ساختار کدگذار کانولوشنالی که در کدگذارهای توربو کانولوشنال

- به دلیل اینکه بیت نظاممند کد کانولوشن C_2 همواره سوراخ می‌گردد، سطر مربوط به آن بیت تمام صفر است.
- به دلیل اینکه هیچ‌گاه خروجی نظاممند C_1 سوراخ نمی‌گردد همواره سطر اول ماتریس P تمام یک خواهد بود.
- به دلیل اینکه هیچ‌گاه خروجی نظاممند C_1 سوراخ نمی‌گردد، لذا همواره $w(P^1) \geq k + 1$ خواهد بود.
- به دلیل اینکه باید حداقل یک بیت از کدگذار دوم در هر مرحله در خروجی وجود داشته باشد، لذا همواره $w(P^2) \geq 1$ است.

هر کلمه کد سوراخ شده را می‌توان به صورت دنباله‌ای از بردارهای خروجی ماتریس سوراخ‌کننده P در نظر گرفت.

$$v(t) = \begin{bmatrix} q_1^1(t), q_2^1(t), \dots, q_n^1(t), \\ q_1^2(t), q_2^2(t), \dots, q_n^2(t), \\ \dots, \\ q_1^m(t), q_2^m(t), \dots, q_n^m(t) \end{bmatrix} \quad (۴)$$

ساختار داده خروجی کدگذار را می‌توان به صورت شکل (۴) نشان داد.



شکل ۴. دنباله خروجی کدگذار توربو کانولوشنال

مقدار $m = \frac{l}{k}$ تعداد دفعات تکرار ماتریس سوراخ‌کننده در طول کدگذاری یک کلمه کد را نشان می‌دهد. مقادیر q_j^i ها بسته به مقادیر ماتریس P متعلق به کدهای C_1 و C_2 هستند. برای مثال دنباله خروجی کدگذار با ماتریس سوراخ‌کننده در رابطه (۵) آورده شده است. اعضای دنباله $v(t)$ به صورت متناوب با همین ترتیب متعلق به کدهای C_1 و C_2 هستند.

$$P = \begin{bmatrix} 1 & 1 \\ 1 & 0 \\ 1 & 1 \\ 0 & 0 \\ 1 & 0 \\ 1 & 1 \end{bmatrix} \Rightarrow v(t) = C_1, C_1, C_1, C_2, C_2, C_1, C_1, C_2 \quad (۵)$$

۳-۱. تحلیل منحنی رنگ خروجی کدگذار توربو کانولوشنال

طبق روش پیشنهادی سوامیناتان [۱۴] اگر دنباله کلمه کد خروجی را در حالت بدون سوراخ‌شدگی (ماتریس P تمام یک)

کدگذاری شده را حذف (سوراخ) نموده و سایر داده‌ها را به خروجی ارسال نماید. چگونگی انجام این کار توسط ماتریس سوراخ‌کننده $P_{(n_1+n_2) \times k}$ تعریف می‌گردد. ستون‌های این ماتریس بیان می‌کنند که در هر مرحله کدام بیت از داده‌های ورودی به خروجی ارسال نمی‌گردند. همواره در کدگذارهای کانولوشنال بیت سیستماتیک کدگذار C_1 حذف نمی‌گردد؛ ولی همواره بیت سیستماتیک کدگذار C_2 حذف می‌گردد.

ساختار ماتریس سوراخ‌کننده P را می‌توان به صورت دو زیر ماتریس P^i نشان داد.

$$P_{(n_1+n_2) \times k} = \begin{bmatrix} [P^1]_{n_1 \times k} \\ [P^2]_{n_2 \times k} \end{bmatrix} \quad (۱)$$

$$P^i = \begin{bmatrix} p_{11}^i & \dots & p_{1k}^i \\ \vdots & \ddots & \vdots \\ p_{n_1 1}^i & \dots & p_{n_1 k}^i \end{bmatrix}, i = 1, 2$$

اگر ماتریس داده کد شده ورودی به ماتریس سوراخ‌کننده به صورت رابطه (۲) باشد:

$$V_{(n_1+n_2) \times k} = \begin{bmatrix} [V^1]_{n_1 \times k} \\ [V^2]_{n_2 \times k} \end{bmatrix} \quad (۲)$$

$$V^i = \begin{bmatrix} v_{11}^i & \dots & v_{1k}^i \\ \vdots & \ddots & \vdots \\ v_{n_1 1}^i & \dots & v_{n_1 k}^i \end{bmatrix}, i = 1, 2$$

آنگاه عملیات سوراخ‌کردن به صورت رابطه (۳) خواهد بود:

$$PUN([V]_{(n_1+n_2) \times k}, [P]_{(n_1+n_2) \times k}) = [q_1, q_2, \dots, q_n] \quad (۳)$$

$$q_i \in \{v_j^1, v_j^2\}, i = 1, \dots, n, j = 1, \dots, k$$

عملگر $PUN(x, y)$ ماتریس ورودی x را توسط ماتریس y سوراخ می‌نماید. اعضای بردار Q متعلق به خروجی‌های کدگذارهای اول و دوم هستند. ترتیب و عضویت اعضای بردار سوراخ شده، تابع ساختار ماتریس سوراخ‌کننده است.

دراپه‌های ماتریس سوراخ‌کننده مقادیر صفر یا یک هستند. مقدار صفر تعیین می‌نماید که داده ورودی متناظر حذف می‌گردد و $p_{\alpha\beta}^i = 1$ مشخص می‌نماید که ورودی متناظر $v_{\alpha\beta}^i$ به خروجی منتقل خواهد شد. به ترتیب در هر مرحله یک ستون از ماتریس P برای سوراخ کردن داده استفاده خواهد شد و به صورت تکراری در طول فرایند کدگذاری این عملیات اجرا می‌گردد. n طول بردار خروجی Q خروجی از عملگر $PUN(x, y)$ است و مقدار آن طبق رابطه $n = w(P)$ به دست خواهد آمد که در آن تابع $w(P)$ وزن همینگ ماتریس P را محاسبه می‌نماید. ویژگی - های ماتریس سوراخ‌کننده به صورت زیر خواهد بود:

- هیچ ستون تمام صفر در این ماتریس وجود ندارد.

اختلاف موجود در اندازه‌ی این رتبه‌ها به نرخ کد و جای گردان می‌توان دست‌یافت. در صورتی‌که قرارگیری بیت‌های خروجی در ماتریس ساخته‌شده منظم باشد و بیت‌ها منطبق بر خروجی زیر هم قرار گیرند، مقدار رتبه کمتر از حالتی خواهد بود که بیت‌ها منظم قرار نگرفته باشند. استفاده از اختلاف بین این دو مقدار ایده‌ی اصلی این مقاله است.

در حالتی که داده نویزی است، الگوریتم اول به دلیل استفاده از روش حذفی گوس - جردن جواب درستی را بر نمی‌گرداند. به همین دلیل الگوریتم دوم ارائه‌شده است که روشی شبیه به روش الگوریتم اول دارد با این تفاوت که به‌جای استفاده از حذف گوس - جردن به‌صورت مستقیم از روش قطعه‌بندی داده استراق سمع شده استفاده می‌کند.

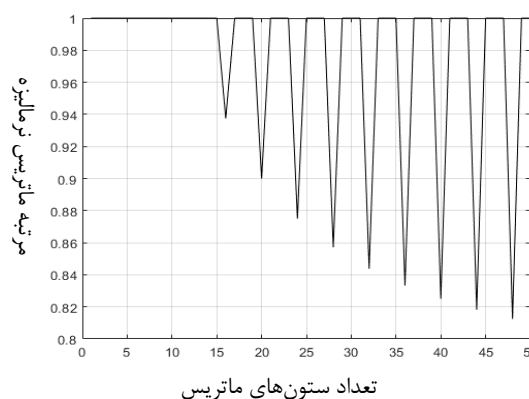
الگوریتم ۳ مقادیر الگوریتم اول یا دوم را گرفته و با انجام جستجو، مقادیر طول کلمات کد کدگذارهای کانولوشن ۱ و ۲ را به دست می‌آورد. همچنین طول و عرض جای گردان داخلی و تعداد بیت‌های جافتاده به خاطر عدم سنکرون سازی را نیز به دست می‌آورد. با توجه به‌اندازه‌ی جای گردان داخلی می‌توان نتیجه گرفت که بیشینه اندازه‌ی سنکرون سازی به‌اندازه‌ی جای گردان داخلی می‌تواند باشد. پس حلقه‌ای را برای جستجوی این بیت سنکرون سازی در نظر می‌گیرند که در هر مرحله یک بیت به جلو حرکت می‌کند. سپس همه‌ی حالت‌های ممکن برای اندازه‌ی جای گردان و طول کدگذارهای تشکیل‌دهنده را با توجه به طول داده و جای گردان که به‌عنوان ورودی گرفته‌شده است را به دست می‌آورد. همه‌ی این حالت‌ها را آزمایش کرده و مقدار میانگین تعداد صفرها را مانند الگوریتم دوم برای هر حالتی محاسبه می‌نماید. در نهایت بیشینه مقدار به‌دست‌آمده حالتی خواهد بود که جواب نهایی هست. الگوریتم ۴ در واقع همان الگوریتم ۲ با کمی تغییرات است. با توجه به خروجی‌های الگوریتم ۲ و ۳ می‌توان الگوریتم ۲ را بر روی هرکدام از کدهای تشکیل‌دهنده کانولوشن اجرا نموده و مقادیر نرخ برای هرکدام را به دست آورد.

۲-۲. الگوریتم سیکات برای یافتن موقعیت کلمه کدها در دنباله جای گردان شده

سیکات در [۱۱]، الگوریتمی را پیشنهاد می‌کند که قادر است اندازه و موقعیت شروع (همگام‌سازی فریم) جای گردان کننده و برخی اطلاعات مربوط به عملکرد جای گردان کننده را به دست آورد. این روش شامل دو مرحله است. مرحله اول شامل محاسبه ماتریس H (مجموعه بردارهای عمود بر ماتریس داده) است و مرحله دوم یافتن موقعیت کلمات کد و تفکیک آن‌ها از یکدیگر است که این کار با افراز ماتریس H به زیر ماتریس‌های مستقل انجام می‌گیرد. سپس متناسب با نحوه قرارگیری کلمات کد مشخصات جای گردان تخمین زده می‌شود. در ادامه به‌طور کلی

به‌صورت ماتریس $a \times b$ تبدیل نماییم، به ازای مقادیر $b = an$ مرتبه ماتریس غیر کامل و به ازای $b \neq an$ مرتبه ماتریس کامل خواهد شد. با توجه به تعریف ارائه‌شده همین ویژگی برای خروجی کدگذار توربو کانولوشن سوراخ شده نیز برقرار است. برای مثال در شکل (۴) منحنی مرتبه ماتریس نرمالیزه شده مربوط به خروجی کدگذار توربو کانولوشن با نرخ ۱/۲، چندجمله‌ای سازنده [1,15/13]، جای گردان تصادفی با طول بافر ۱۰۰۰ و ماتریس سوراخ شدگی همان‌طور که در تصویر مشاهده می‌شود، فاصله کاهش مرتبه‌ها برابر n است (شکل ۵).

$$P = \begin{bmatrix} 1 & 1 \\ 1 & 0 \\ 0 & 0 \\ 1 & 0 \end{bmatrix}$$



شکل ۵. منحنی مرتبه ماتریس نرمالیزه

۲. روش‌های موجود تفکیک خروجی کدگذارها

تاکنون الگوریتم‌های مختلفی مطرح شده‌اند که هرکدام تا حدودی می‌توانند در برخی از شرایط خروجی‌های داده‌های کد شده را از یکدیگر تفکیک نمود. در ادامه به دو روش موجود اشاره شده است.

۲-۱. الگوریتم سوامیناتان برای تفکیک خروجی‌های کدگذارهای کانولوشن

شناسایی کدگذار توربو با کدهای تشکیل‌دهنده کانولوشن بازگشتی و جای گردان داخلی بلوکی سطری - ستونی در [۱۴] انجام گردیده است. همچنین فرض شده است که ترتیب قرارگیری بیت‌ها در خروجی معلوم بوده و سوراخ شدگی نیز وجود ندارد. چهار الگوریتم در این مقاله معرفی شده است. الگوریتم اول برای جستجوی نرخ کلی کدگذار توربو و اندازه‌ی جای گردان داخلی در حالت بدون نویز پیشنهاد شده است. برای این کار ابتدا بیت‌های دریافتی در ماتریسی قرار می‌گیرد که طول متغیر دارد؛ سپس با استفاده از عملیات سطری مقدماتی یا روش حذفی گوس - جردن مقدار رتبه را محاسبه نموده و با توجه به

به معرفی این روش پرداخته می‌شود.

محاسبه ماتریس H: ایده اصلی پیدا کردن «ستون‌های وابسته» از ماتریس داده جای گردان شده R مه ست برای رسیدن به این هدف، الگوریتم معروف حذف گاوس - جردن از طریق محور $(GJETP)$ استفاده می‌شود.

الگوریتم GJETP داده جای گردان شده R را به یک ماتریس پایین مثلثی L تبدیل می‌کند، به طوری که تعداد ستون‌های صفر شده آن دقیقاً اندازه تعداد ستون‌های وابسته خطی آن میهم است برای توصیف GJETP، I_j را ماتریس واحد با اندازه j در نظر گرفته و N^i برابر آمین ستون ماتریس N داده شده هست. GJETP را می‌توان در مراحل زیر خلاصه نمود:

ابتدا مقداردهی اولیه L با R ، A_1 با I_M و A_2 با I_n انجام می‌شود و سپس برای $i = 1$ تا n به صورت زیر عمل می‌گردد:

(۱) اگر آمین ضریب L^i برابر با صفر باشد، L^i با $L^{i'}$ ($i' > i$) عوض می‌شود که دارای یک واحد روی آهست به آن است.

(۲) اگر ضریب i ام L^i برابر با صفر باشد، سطر i ام L با سطر اول L^i ($i' > i$) عوض می‌شود که دارای یک واحد روی ضریب هست است. سطر i ام A_1 با $A_1^{i'}$ عوض می‌شود.

(۳) اگر ضریب i ام L^i برابر با یک باشد، L^i با هر $L^{i'}$ ($i' > i$) که دارای یک واحد روی سطر i ام آن است xor می‌شود و $A_2^{i'}$ به A_2^i xor است.

خروجی: L ، A_1 و A_2

به وضوح مشاهده می‌شود که L ، A_1 و A_2 در رابطه (۶) صدق می‌کنند:

$$A_1 R A_2 = L \quad (6)$$

اگر L^i یک ستون صفر شده باشد، پس بردار A_2^i یک بردار عمود بر است. لذا بردارهای A_2^i که معادل L^i آن‌ها ستون صفر است، ماتریس بردارهای عمود H برای ماتریس داده جای گردان شده R خواهد بود.

موقعیت کلمه رمزاها در دنباله جای گردان شده: به ازای هر کلمه کد تعداد $n - k$ رابطه وابستگی خطی وجود دارد که هر کدام به صورت یک ستون در ماتریس H وجود دارد. کلیه روابط خطی موجود در کلمه کد از ترکیب مجموعه مشخصی از بیت‌های داده ایجاد می‌گردد و بیت‌های سایر کلمات کد در ایجاد آن‌ها رابطه‌ای ندارند. لذا می‌توان مجموعه روابط خطی موجود در ماتریس R را به d زیرمجموعه E_1, E_2, \dots, E_d افراز نمود که هر مجموعه شامل موقعیت‌های یک کلمه کد خواهند بود. برای هر بررسی توازن h_j ، مجموعه‌ی I_j از موقعیت‌های ستون ماتریس R وجود دارد به طوری که رابطه (۷) برقرار است.

$$R : I_j = \{i_r^{(j)}, \dots, i_{w_h}^{(j)}\} \quad (7)$$

$$R h_j = R^{i_r^{(j)}} + \dots + R^{i_{w_h}^{(j)}} = 0$$

روابط بررسی توازن h_j به صورت زیر دسته‌های E_1, E_2, \dots, E_d افراز می‌گردد.

$$E_i = \{I_1^i, I_2^i, \dots, I_{n-k}^i\} \quad (8)$$

$$I = \{E_1, E_2, \dots, E_d\}. \forall i \neq j : E_i \cap E_j = \emptyset$$

به صورتی که هر E_i ، به صورت مجموعه‌ای با تعداد $n - k$ عضو از I_j ها تعریف می‌گردد، با این شرط که هیچ E_i وجود ندارد که اشتراک موقعیت‌های آن با موقعیت‌های سایر اعضای E_i تهی باشد و اشتراک همه I_j های متعلق به E_i با اعضای سایر مجموعه‌ها $E_{i \neq j}$ نیز تهی است.

$$\bigcup_{s=1, s \neq j}^{n-k} (I_j^i \cap I_s^i) \neq \emptyset \quad (9)$$

مجموعه روابط خطی مربوط به هر کلمه کد C_i از اجتماع $n - k$ عضو E_i به دست می‌آید.

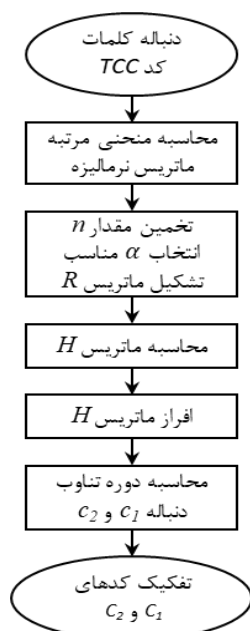
$$c_i = \bigcup_{j=1}^{n-k} I_j^i \quad (10)$$

۳. روش پیشنهادی برای تفکیک خروجی کدگذارهای

C_2 و C_1

داده خروجی یک کدگذار توبوکانولوشنال را می‌توان به صورت خروجی یک جای گردان بلوکی ماتریسی در نظر گرفت که بر روی خروجی دو کدگذار کانولوشنال C_1 و C_2 با استفاده از ماتریس سوراخ‌کننده P اجرا می‌گردد. با این تفاوت که در جایگردان‌های بلوکی ماتریسی، هیچ داده‌ای حذف نمی‌گردد، اما در این حالت علاوه بر جای گردانی، تعدادی از بیت‌ها نیز حذف می‌شوند. لذا با استفاده از الگوریتم سیکات، می‌توان بردارهای خروجی کدگذارها را از یکدیگر تفکیک نمود.

لذا با محاسبه ماتریس H بر روی ماتریس داده R و اجرای فرایند افراز بر روی آن، باید ماتریس H به دو مجموعه افراز گردید که هر کدام از آن‌ها مربوط به یکی از کلمات کد خواهد بود. نحوه



شکل ۶. مراحل اجرای الگوریتم پیشنهادی

۳-۲. تفکیک داده‌های کد شده برای $w(P^2) \leq k$

در صورتی که $w(P^2) \leq k$ باشد، هیچ بردار بررسی توازن برای خروجی‌های مربوط به کدگذار C_2 تشکیل نخواهد شد. در این صورت فقط کلمه کد C_1 دسته‌بندی خواهند شد. اما با توجه به اینکه این دسته‌بندی دو کلاس بیشتر ندارد، در این حالت سایر اعضای بردار را که دسته‌بندی نشده‌اند، می‌توان به‌عنوان کلمه کد C_2 دسته‌بندی نمود.

۴. نتایج و بحث

در این بخش نتایج اجرای الگوریتم پیشنهادی بر روی دو کدگذار توربو کانولوشنال مختلف به ازای مقادیر ماتریس سوراخ‌کننده P نشان داده شده است. جای گردان داخلی این کدگذارها از نوع جای گردان تصادفی است. همچنین چندجمله‌ای‌های سازنده کد $C_1 = C_2$ فرض شده است، هرچند اگر $C_1 \neq C_2$ باشد نیز نتایج به‌دست‌آمده معتبر هستند. داده تصادفی به ورودی کدگذارهای توربو اعمال گردیده است. جایگردان‌های کدگذارها تصادفی است و طول بافر آن‌ها ۱۰۰۰ است. چندجمله‌ای TCC_1 برابر [1,37/25] و ماتریس سوراخ‌شدگی به‌صورت P_1 است.

چندجمله‌ای TCC_2 برابر [1,15/13,17/13] انتخاب گردیده و ماتریس سوراخ‌شدگی به‌صورت P_2 است.

قرارگیری این کلمات کد در کنار هم نیز به‌صورت یک دنباله تکرارشونده α تایی است، که اولین عضو آن متعلق به کلمه کد اول است. بدین ترتیب می‌توان کلمات کد را در داده خروجی تفکیک نمود.

۳-۱. محاسبه کران‌های بالا و پایین α

به دلیل اینکه داده‌های ورودی به کدگذارهای کانولوشنال C_1 و C_2 با یکدیگر رابطه دارند، لذا روابط بررسی توازن h_j برای ماتریس $R_{a \times b}$ ، $b = \alpha n$ ، رازمانی که مقدار α به m میل می‌کند نمی‌توان به دودسته افراز نمود. اما این ویژگی برای مقادیر α کوچک‌تر برقرار است. محاسبه دقیق این مقدار به ویژگی‌های جای گردان π_1 بستگی دارد. لذا به‌صورت حدودی کران بالای آن $\alpha_h \leq \frac{m}{2}$ در نظر گرفته می‌شود. زمانی که مقدار

α به ۱ میل می‌کند نیز نمی‌توان روابط بررسی توازن h_j را به دودسته افراز نمود. کران پایین α_l به مقدار حافظه کدگذارهای کانولوشنال بستگی دارد که در [۱۴] به روابط حاکم بر آن اشاره شده است. اگر طول بافر کدگذار کانولوشنال M باشد، آنگاه مقدار کران پایین α_l به‌صورت $\alpha_l \geq \frac{M \times w(P^2)}{k}$ خواهد بود.

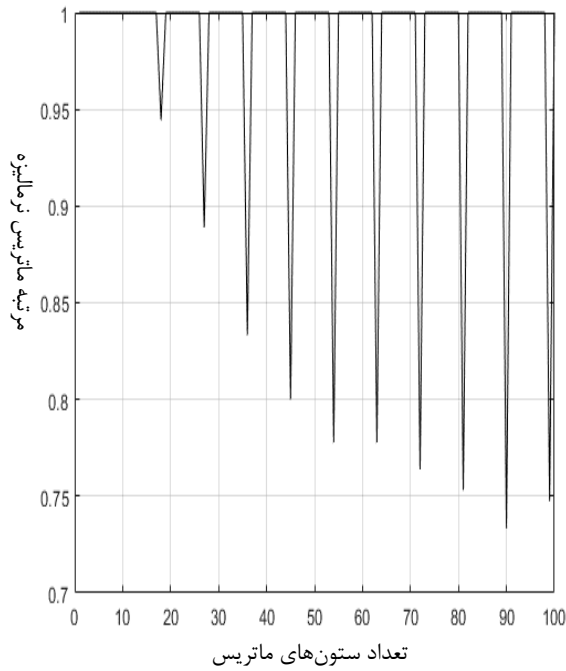
پس از اجرای الگوریتم تفکیک کلمات کد، اعضای بردار خروجی کدگذار توربو کانولوشنال به کلمه کد اول C_1 یا دوم C_2 دسته‌بندی خواهند شد. دنباله C_1 و C_2 به‌دست‌آمده متناوب با دوره تناوب n خواهد بود.

اجرای مراحل زیر بر روی بردار کلمه کد هم‌زمان‌سازی شده:

- با استفاده از بردار منحنی رنگ نرمالیزه شده، و از روی کمینه‌های محلی مقدار n به دست می‌آید.
- با انتخاب مقدار α مناسب، ماتریس داده کد شده $R_{a \times b}$ به ازای $\alpha_h \leq \alpha < \alpha_l$ تشکیل گردد.
- ماتریس H برای ماتریس R محاسبه گردد.
- ماتریس H افراز گردیده محاسبه شوند.
- محاسبه دوره تناوب دنباله C_1 و C_2 و تفکیک اعضای

کدهای کانولوشنال C_1 و C_2

مراحل اجرای الگوریتم پیشنهادی به‌صورت نشان‌داده‌شده در شکل (۶) است.



شکل ۸. منحنی مرتبه ماتریس نرمالیزه TCC₂

همان‌طور که در شکل (۸) مشخص است، فاصله کاهش مرتبه‌های منحنی مقدار $n=9$ را نشان می‌دهد. نتیجه محاسبه ماتریس H به ازای $\alpha=25$ یک ماتریس با ۶۹ بردار عمود است. به دلیل اینکه $w(P^2)=4 > k$ برقرار است، لذا خروجی‌های C_2 نیز در ماتریس H غیر صفر هستند. در رابطه (۱۲) نتیجه افراز ماتریس H ، به دو مجموعه C_1 و C_2 نشان داده شده است. بدین ترتیب دنباله $v(t)$ متناوب با دوره تناوب ۹ خواهد بود و موقعیت‌های ۱ و ۲ و ۴ و ۶ و ۷ مربوط به کدگذار C_1 و موقعیت‌های ۳ و ۵ و ۸ و ۹ مربوط به کدگذار C_2 می‌باشند.

$$\begin{aligned} c_1 &= \{1, 2, 4, 6, 7, 10, 11, 13, 15, 16, \dots\} \\ c_2 &= \{3, 5, 8, 9, 12, 14, 17, 18, \dots\} \end{aligned} \quad (12)$$

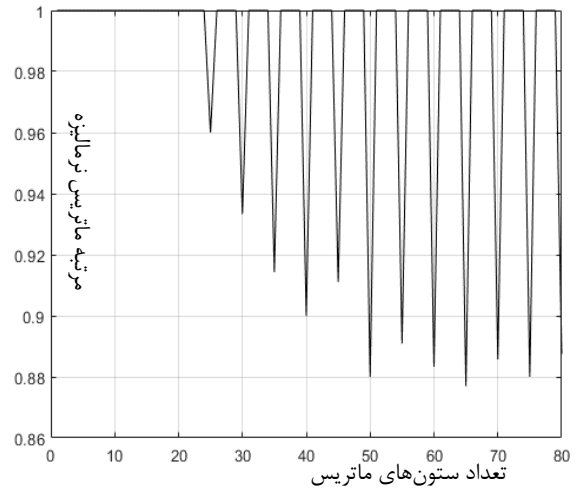
$$\Rightarrow v(t) = c_1, c_1, c_2, c_1, c_2, c_1, c_1, c_2, c_2, \dots$$

۴-۱. مقایسه روش پیشنهادی

ویژگی روش پیشنهادی تفکیک خروجی‌های کدگذارهای کانولوشنال در شرایط باآبدون سوراخ شدگی است و سایر الگوریتم‌هایی که تاکنون پیشنهاد گردیده‌اند، این مزیت را ندارند؛ لذا نمی‌توان مقایسه کمی و دقیقی با سایر روش‌های شناسایی انجام داد. با این وجود در جدول (۲) یک مقایسه کیفی بین روش پیشنهادی با روش‌های شناسایی سوامیناتان [۱۴] و روش سیکات [۱۱] آورده شده است.

$$P_2 = \begin{bmatrix} 1 & 1 & 1 \\ 0 & 0 & 1 \\ 1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 \\ 1 & 0 & 1 \\ 0 & 1 & 1 \end{bmatrix}, P_1 = \begin{bmatrix} 1 & 1 \\ 1 & 0 \\ 0 & 1 \\ 1 & 0 \end{bmatrix}$$

منحنی مرتبه ماتریس نرمالیزه شده برای TCC₁ در شکل (۷) نشان داده شده است.



شکل ۷. منحنی مرتبه ماتریس نرمالیزه TCC₁

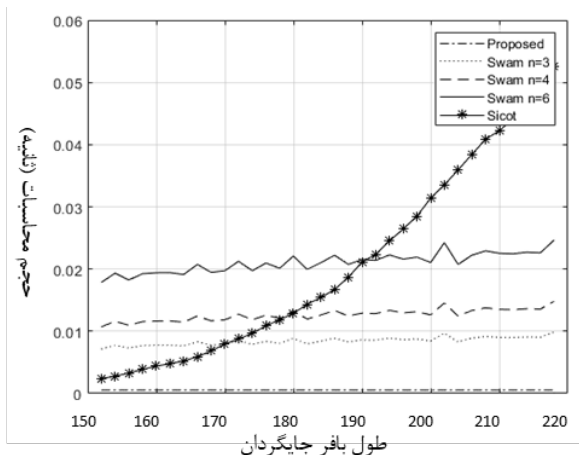
همان‌طور که در شکل (۷) مشخص است، فاصله کاهش مرتبه‌های منحنی مقدار $n=5$ را نشان می‌دهد. نتیجه محاسبه ماتریس H به ازای $\alpha=20$ یک ماتریس با ۱۶ بردار عمود به دست است. به دلیل اینکه $w(P^2)=2 \leq k$ برقرار است، لذا خروجی‌های C_2 در ماتریس H همواره صفر هستند. در نتیجه افراز ماتریس H ، موقعیت‌های غیر صفر مربوط به مجموعه C_1 و سایر موقعیت‌ها مربوط به مجموعه C_2 خواهند بود که در رابطه (۱۱) نشان داده شده است. بدین ترتیب دنباله $v(t)$ متناوب با دوره تناوب ۵ خواهد بود و موقعیت‌های ۱ و ۲ و ۴ مربوط به کدگذار C_1 و موقعیت‌های ۳ و ۵ مربوط به کدگذار C_2 می‌باشند.

$$\begin{aligned} c_1 &= \{1, 2, 4, 6, 7, 9, 11, 12, 14, 16, \dots\} \\ c_2 &= \{3, 5, 8, 10, 13, 18, 20, 23, \dots\} \end{aligned} \quad (11)$$

$$\Rightarrow v(t) = c_1, c_1, c_2, c_1, c_2, c_1, c_1, c_2, c_1, c_2, \dots$$

منحنی مرتبه ماتریس نرمالیزه شده برای TCC₂ در شکل (۶) نشان داده شده است.

وجود دارد. دلیل وابستگی سوامیناتان این است که با افزایش طول بافر جای گردان تعداد حالت‌هایی که می‌تواند جای گردان داشته باشد افزایش خواهد یافت و جستجوی آن‌ها حجم محاسبه را افزایش می‌دهد. همچنین هرچه نرخ کدگذار بیشتر گردد، فضای جستجو افزایش خواهد یافت. در شکل (۹) مقایسه‌ای بین حجم پردازش این روش‌ها به ازای افزایش طول بافر جای گردان آورده شده است.



شکل ۹. مقایسه حجم محاسبات روش‌های تفکیک کد

همان‌طور که در شکل (۷) مشخص است روش پیشنهادی وابستگی به طول جای گردان و نرخ کدگذاری ندارد. اما روش سیکات به طول جای گردان وابستگی شدید دارد. همچنین روش سوامیناتان هم به نرخ کدگذاری و هم به طول جای گردان وابستگی دارد. برای نمایش حجم پردازش در روش سوامیناتان تلاش گردیده است، پوش منحنی رسم گردد.

به دلیل اینکه روش‌های سیکات، سوامیناتان و روش پیشنهادی مبتنی بر محاسبه روابط خطی داده خروجی هستند، در صورتی که داده ورودی به کدگذار دارای روابط خطی نباشد و همچنین ویژگی‌های آماری داده ورودی تصادفی باشد، آنگاه احتمال موفقیت پارامترهای به‌دست آمده، همواره قطعی است. اما در صورتی که شرایط ذکر شده برقرار نباشد، احتمال موفقیت این الگوریتم‌ها کاهش می‌یابد و بسته به ویژگی‌های داده ورودی، مقدار آن متفاوت خواهد بود.

۵. نتیجه‌گیری

با مروری بر روش‌های رایج برای شناسایی کور پارامترهای کدگذارهای توربو کانتولوشنال نشان داده شد که روشی برای شناسایی کور پارامترهای این کدگذار در صورت وجود بلوک سوراخ‌کننده ارائه نگردیده است. در صورت تفکیک خروجی‌های کدهای کانتولوشن در خروجی بلوک سوراخ‌کننده، امکان استفاده از روش‌های موجود برای شناسایی ساختار کدگذار توربو کانتولوشنال فراهم می‌گردد. در این مقاله با استفاده از افزاز

جدول ۲. مقایسه روش‌های شناسایی تفکیک کد

روش شناسایی	سیکات	سوامیناتان	پیشنهادی
وابستگی حجم پردازش به طول بافر جای گردان	دارد	دارد	ندارد
امکان شناسایی در شرایط سوراخ‌شدگی	دارد	ندارد	دارد
توانایی استخراج پارامترهای سوراخ‌شدگی	دارد	ندارد	دارد
قابلیت تفکیک خروجی کدگذارهای توربو	ندارد	دارد	دارد
شناسایی انواع مختلف جای گردان	دارد	ندارد	دارد
شناسایی چندجمله‌ای	ندارد	ندارد	ندارد

مزیت روش پیشنهادی نسبت به روش سیکات این است که در این روش نیاز نیست که ماتریس با ابعاد کلمه کد تشکیل گردد و این موضوع مقدار داده مورد نیاز و حجم محاسبات را کاهش می‌دهد. ابعاد ماتریس مورد نیاز برای روش سیکات در رابطه (۱۳) نشان داده شده است و ابعاد ماتریس مورد نیاز برای روش پیشنهادی نیز در رابطه (۱۴) نشان داده شده است. در طبق رابطه (۴) نسبت تعداد ستون‌های دو ماتریس $\frac{m}{\alpha}$ است.

$$R_{Sicot} = \begin{bmatrix} v(t) \\ v(t+1) \\ \vdots \end{bmatrix} \quad (13)$$

$$R_{Proposed} = \begin{bmatrix} q^1(t), q^2(t), \dots, q^\alpha(t) \\ q^{\alpha+1}(1), q^{\alpha+2}(t), \dots, q^{2\alpha}(t) \\ \vdots \end{bmatrix} \quad (14)$$

همچنین در صورتی که ماتریس با ابعاد کلمه کد تشکیل گردد دیگر امکان تفکیک کلمات برای کدگذار توربو وجود نخواهد داشت همچنین به دلیل بزرگ شدن ابعاد ماتریس حجم پردازش بیشتر خواهد گردید.

مزیت این روش نسبت به روش شناسایی سوامیناتان در این است که برای یافتن ترکیب داده خروجی نیاز به انجام جستجو بر روی حالت‌های مختلف جای گردان نیست و در یک مرحله نتیجه به دست خواهد آمد. در صورتی که جای گردان بکار رفته در کدگذار از هر نوعی باشد، بازهم در روش پیشنهادی امکان تفکیک داده خروجی وجود دارد، اما روش سوامیناتان فقط برای جای گردان‌های بلوکی سطری - ستونی معتبر است. در صورتی که سوراخ‌شدگی در خروجی کدگذار انجام گردد، روش سوامیناتان کارایی ندارد، اما روش پیشنهادی قابل استفاده خواهد بود.

حجم محاسبات در روش پیشنهادی به طول بلوک بافر جای گردان و نرخ کدگذار بستگی ندارد، در حالی که در روش سیکات به طول بلوک جای گردان (طول کلمه کد) وابستگی دارد و در روش سوامیناتان وابستگی به طول بلوک جای گردان و نرخ کدگذاری

- [13] Zhang, Y.; Wei, G.; Dai, X. "An Effective Method for Automatic Recognition of Turbo Codes"; 8th Conf. Wireless Communications & Signal Processing, 2016, 1-4.
- [14] Swaminathan R.; Madhukumar, A. "Blind Parameter Estimation of Turbo Convolutional Codes: Noisy and Non-Synchronized Scenario"; Digit. Signal Process. 2019, 95, 102577.
- [15] Teimouri M.; Hedayat, A. "Parameter Estimation of Turbo Code Encoder"; Adv. Electr. Electron. Eng. 2014.
- [16] Côte M.; Sendrier, N. "Reconstruction of a Turbo-Code Interleaver From Noisy Observation"; IEEE Int. Symp. Inf. Theory, 2010, 2003-2007.
- [17] Cluzeau, M.; Finiasz, M.; Tillich, J.-P. "Methods for the Reconstruction of Parallel Turbo Codes"; IEEE Int. Symp. Inf. Theory 2010, 2008-2012.
- [18] Debessu, Y. G. ; Wu, H. C.; Jiang, H. "Novel Blind Encoder Parameter Estimation for Turbo Codes"; IEEE Commun. Lett. 2012, 16, 1917-1920. doi: 1109/LCOMM.2012.102612.121473.
- [19] Yu, P.; Li, J.; Peng, H. "Gibbs Sampling Based Parameter Estimation for RSC Sub-Codes of Turbo Codes"; Sixth Conf. Wireless Communications and Signal Processing 2014, 1-5. doi: 10.1109/WCSP.2014.6992195.
- [20] Yu, P.; Li, J.; Peng, H. "A Least Square Method for Parameter Estimation of RSC Sub-Codes of Turbo Codes"; IEEE Commun. Lett. 2014, 18, 644-647. doi: 1109/LCOMM.2014.022514.140086.
- [21] Wu, Z.; Zhang, L.; Zhong, Z. "A Maximum Cosinoidal Cost Function Method for Parameter Estimation of RSC Turbo Codes"; IEEE Commun. Lett. 2018, 23, 390-393. doi: 1109/LCOMM.2018.2890224.
- [22]
- ماتریس H ، روشی برای تفکیک داده‌های خروجی کدهای کانولوشن ارائه گردید. برای استخراج ماتریس H ، داده خروجی هم‌زمان شده، به ماتریسی تبدیل می‌گردد که تعداد ستون‌های آن مضربی از وزن همینگ ماتریس سوراخ‌کننده است و این مقدار باید از طول کلمه کد به اندازه کافی کوچک‌تر باشد. در این صورت می‌توان ماتریس H به دست آمده را به دو بخش افراز نمود که هر زیر بخش، موقعیت‌های مربوط به یک کد کانولوشن است. کارایی این روش برای دو کد توربو کانولوشنال با نرخ‌ها و ماتریس‌های سوراخ‌کننده مختلف شبیه‌سازی گردید و نتیجه مورد انتظار به دست آمد. با کمک مقایسه این روش با سایر روش‌ها مشخص گردید، حجم پردازش در روش پیشنهادی بسیار کمتر از سایر روش‌ها است.
- ### ۶. مراجع‌ها
- [1] Chen, B.; Ye, J. "Advancements and Applications of Blind Channel Decoding Techniques"; Int. Conf. Distributed Comput., 2023.
- [2] Deng, P.; Zhang, T.; Ma, B.; An, Z. "Research on Blind Recognition Algorithm of Channel Coding Based on One-Dimensional Convolutional Neural Network Under the Low SNR Regime"; Neural Process. Lett. 2023, 1-21. doi: 1007/s11063-022-11104-0.
- [3] Peng, H.; Cao, C.; Sun, Y.; Li, H.; Wen, X. "Blind Identification of Channel Codes under AWGN and Fading Conditions via Deep Learning"; Int. Conf. Networking and Network Applications, 2022, 67-73. doi: 1109/NaNA56854.2022.00020.
- [4] Li, S.; Zhou, J.; Huang, Z. "TS-WHT: A Two-Step Walsh-Hadamard Transform Approach for Blind Error Correcting Code Classification"; IEEE Commun. Lett. 2023. doi: 1109/LCOMM.2023.3242983.
- [5] Filiol, E. "Recognition of Convolutional Encoders over GF(p)"; Proc. 6th IMA Conference on Cryptography and Coding, 1997.
- [6] Barbier, J. "Reconstruction of Turbo-Code Encoders"; Digital Wirel. Commun. VII and Space Commun. Technologies, 2005, 5819, 463-473. doi: 1117/12.603372.
- [7] Gautier, R.; Marazin, M.; Burel, G. "Blind Recovery of the Second Convolutional Encoder of a Turbo-Code when its Systematic Outputs are Punctured"; 7th IEEE-Communications 2008, 2008, 345-348. doi: 10.1016/j.dsp.2019.102577
- [8] Barbier J.; Filiol, E. "Overview of Turbo-Code Reconstruction Techniques"; Cryptology ePrint Archive, 2009.
- [9] Burel G.; Gautier, R. "Blind Estimation of Encoder and Interleaver Characteristics in a Non Cooperative Context"; IASTED Int. Conf. Communications, Internet and Information Technology, 2003, 275-280, ACTA Press, Scottsdale, AZ, USA.
- [10] Valembois, A. "Detection and Recognition of a Binary Linear Code"; Discrete Appl. Math. 2001, 111, 199-218.
- [11] Sicot, G.; Houcke, S.; Barbier, J. "Blind Detection of Interleaver Parameters"; Signal Process. 2009, 89, 450-462.
- [12] Refaey, A.; Niati, R.; Wang, X.; Yves-Chouinard, J. "Blind Detection Approach for LDPC, Convolutional, and Turbo Codes in Non-Noisy Environment"; IEEE Conf. Commun. Network Security 2014, 502-503.