

بررسی و تعیین پیچیدگی بهینه ساختارهای دسترسی دوبرخی

عباس چراغی چالشتری؛ دانشگاه اصفهان، دانشکده ریاضی و کامپیوتر خوانسار

چکیده

در یک طرح تقسیم راز دوبرخی، مجموعه سهامداران را به گونه‌ای به دو قسمت تقسیم می‌کنند که همه سهامداران درون یک بخش، نقش یکسانی را بازی کنند. پادرو و سائز ساختارهای دسترسی ایده‌آل دو بخشی را به طور کامل دسته بندی کرده‌اند اما این که کدام ساختارهای دسترسی غیر ایده‌آل پیچیدگی بهینه دارند همچنان نامعلوم است. از طرفی مشخص کردن پیچیدگی ساختارهای دسترسی در حالت کلی، یکی از بزرگترین مسائل حل نشده در بحث تقسیم راز است. به این منظور و در راستای بررسی پیچیدگی، ما خودمان را به ساختارهای دسترسی دوبرخی محدود می‌کنیم تا روش جدیدی برای محاسبه کران‌هایی روی پیچیدگی بهینه این گونه ساختارها به دست آوریم. در این مقاله با استفاده از ارتباط طرح‌های تقسیم راز و پلی‌ماتریدها، برای پیچیدگی هر ساختار دسترسی دوبرخی، از مسأله برنامه‌ریزی خطی استفاده می‌کنیم تا کران پایینی روی پیچیدگی هر ساختار دسترسی ارائه دهیم. ساختارهای دسترسی که ما در این مقاله بررسی کرده‌ایم محدودیتی در تعداد سهامداران شرکت کننده در طرح ندارند. به علاوه در این مقاله نشان خواهیم داد که برخی از کران‌های پایین ارائه شده بر روی پیچیدگی این ساختارهای دسترسی دقیق هستند. در آخر طرح‌های بهینه جدیدی را بر روی ساختارهای دسترسی دوبرخی خاص ارائه خواهیم داد.

مقدمه

طرح تقسیم راز^۱ روشی است برای توزیع یک راز در بین یک مجموعه از سهامداران به طوری که هر سهامدار یک سهم از راز را دریافت کند و زیر مجموعه‌های مجاز از سهامداران بتوانند راز را بازسازی کنند در حالی که زیرمجموعه‌های غیرمجاز نتوانند هیچ اطلاعاتی راجع به راز به دست آورند. خانواده Γ از زیرمجموعه‌های مجاز را ساختار دسترسی آن طرح می‌نامند. این دسته از طرح‌ها امنیت بدون شرط^۲ دارند. این طرح‌ها به قدرت و توانایی‌های دشمن وابسته نیستند.

بسیاری از پروتکل‌های رمزنگاری بر اساس ساختار طرح‌های تقسیم راز، پایه گذاری شده‌اند و کاربردهای بسیاری به صورت عملی ایجاب می‌کنند. بازده طرح‌های تقسیم راز به وسیله ارتباط اندازه راز و اندازه سهم‌ها، محک زده می‌شوند. حاصل تقسیم طول راز به طول بزرگترین سهم سهامداران را نرخ اطلاعات^۳ گویند [۱۵].

واژه های کلیدی: پیچیدگی، طرح تقسیم راز، ساختار دسترسی.

پذیرش ۹۲/۱۲/۱۲

دریافت ۹۱/۷/۱۱

cheraghi@sci.ui.ac.ir

*نویسنده مسئول

۱. Secret sharing scheme

۲. Unconditionally secure

۳. Information rate

از آنجاکه طرح‌ها را به‌صورت امنیت بدون شرط در نظر می‌گیریم، از همین رو، در بهترین حالت اندازه راز با اندازه هریک از سهم‌ها برابر خواهد بود و در این حالت نرخ اطلاعات، برابر با ۱ است. در این صورت طرح و ساختار آن را ایده‌آل^۱ گویند [۶]. مشخص کردن ساختارهای دسترسی ایده‌آل هنوز مسئله‌ای حل نشده است و به‌دلیل تأثیر زیاد آن‌ها در بحث طرح‌های تقسیم راز، دسته‌بندی ساختارهای دسترسی ایده‌آل به‌عنوان یکی از با اهمیت‌ترین مسائل رمزنگاری شناخته شده است. همچنین تعیین نرخ اطلاعات بهینه یک ساختار دسترسی در حالت کلی نیز از مسائل بزرگ رمزنگاری است. طرحی که نرخ اطلاعات ساختار دسترسی آن بهترین حالت ممکن باشد را یک طرح بهینه^۲ می‌نامند.

ساختار دسترسی یکنوا^۳ ساختاری است که در آن هر ابرمجموعه^۴ یک مجموعه مجاز، خود مجموعه مجازی از سهامداران باشد. از این رو، ساختار دسترسی یکنوا^۳ Γ را می‌توان با استفاده از خانواده‌ای از مجموعه‌های مجاز مینیمال آن مشخص کرد که به آن پایه Γ گویند و آن را با Γ_0 نشان می‌دهند. در حالت کلی ساختارهای دسترسی را یکنوا در نظر می‌گیرند.

اهمیت ساختارهای دسترسی ایده‌آل، طرح‌های ایده‌آل و طرح‌های بهینه از نظر تحقیقاتی همانند بررسی نرخ اطلاعات ساختارهای دسترسی است و تا کنون مسائل پیچیده ریاضی را با خود به چالش کشیده است. در بررسی این گونه مسائل از مفاهیمی چون ماتریدها، پلی‌ماتریدها^۵ و گراف‌ها استفاده شده است. همچنین تاکنون از شاخه‌های مختلف ریاضیات مانند جبر، ترکیبیات و نظریه کدگذاری نیز برای حل این مسائل استفاده شده است. طرح آستانه‌ای طرحی است که در آن تعداد سهامداران هر مجموعه مجاز، از یک حد آستانه‌ای t بزرگتر است. همگی طرح‌های که در این مقاله معرفی شده است طرح‌های ایده‌آل و یکنوا هستند.

شامیر [۱۸] و بلاکلی [۲] برای اولین بار در سال ۱۹۷۹ به‌طور مستقل، طرح تقسیم راز را مطرح کردند. طرح‌های ارائه شده در این مقاله‌ها ایده‌آل و آستانه‌ای بودند. طرح ارائه شده به‌وسیله شامیر بر اساس درونیایی لاگرانژ پایه ریزی شده است در حالی که طرح بلاکلی بر پایه ایده‌های هندسی مطرح می‌شود.

بریکل و داونیورت ثابت کردند که ساختارهای دسترسی ایده‌آل وابسته ماتریدی^۶ هستند [۴]، به این معنی که برای هر ساختار دسترسی ایده‌آل، ماتریدی وجود دارد که در آن، مدارهای شامل یک نقطه ثابت، در تناظر یک به یک با زیرمجموعه‌های پایه آن ساختار دسترسی هستند. اهمیت ایده آن‌ها در بررسی ایده‌آل بودن ساختارهای دسترسی و همچنین تولید طرح‌های ایده‌آل با استفاده از ماترید پورت‌ها^۷ است. نتایجی از ماترید پورت‌ها در [۱۱]، [۱۶] بیان شده و در مقاله [۱۲] این نتایج بهبود پیدا کرده است. در [۸] نشان داده شده که چگونه می‌توان با استفاده از آنترپی‌های هر مجموعه از متغیرهای تصادفی، یک پلی‌ماترید ساخت. با استفاده از این روش در [۵] ارتباط بین ماتریدها و طرح‌های ایده‌آل تعمیم داده شد.

همچنین برای هر طرح تقسیم راز (نه لزوماً ایده‌آل) یک پلی‌ماترید وابسته به آن ارائه شده است. این رابطه را

- | | | | |
|----------------|--------------------|------------------------------|-------------|
| ۱. Ideal | ۲. Optimal | ۳. Monotone access structure | ۴. superset |
| ۵. Polymatroid | ۶. Matroid related | ۷. Matroid ports | |

می‌توان برای پیدا کردن کران‌های بالای میزان اطلاعات بهینه ساختارهای دسترسی استفاده کرد [۵]، [۱۲]. یکی دیگر از ارتباط‌های مهم بین طرح تقسیم راز و پلی‌ماتریدها که به‌تازگی پیدا شده است پلی‌ماتریدهای گسسته^۱ است [۹] که به‌کمک آن در [۶] مفاهیم ترکیبیاتی برای توصیف ساختارهای دسترسی سه‌بخشی ایده‌آل معرفی شده است.

خواص ماتریدها و پلی‌ماتریدهای که در طرح تقسیم راز به‌کار گرفته شده است در واقع نتیجه‌ای از نامساوی شانون متغیرهای تصادفی است [۱۹]. از طرفی با استفاده از نامساوی‌های غیر-شانون^۲ نتایج جدیدی در طرح تقسیم راز به‌دست آمده است [۱].

در ساختارهای دسترسی چندبخشی^۳ مجموعه سهام‌داران به چند دسته مختلف چنان تقسیم می‌شوند که سهام‌داران هر بخش نقش یکسانی را در ساختار دسترسی ایفا می‌کنند. اولین طرح تقسیم راز چندبخشی در [۳] معرفی شد. در مقاله [۱۴] برای میزان اطلاعات طرح‌های غیرایده‌آل با ساختار دسترسی دوبخشی کران‌هایی بیان شده و ساختارهای دسترسی دوبخشی ایده‌آل مشخص شده است. با استفاده از پلی‌ماتریدهای گسسته می‌توان ساختارهای دسترسی سه‌بخشی را مشخص کرد [۶]. اما هنوز پیدا کردن ساختارهای دسترسی ایده‌آل با بیش از سه بخش از مسائل حل نشده است.

در این مقاله کران جدیدی برای نرخ اطلاعات ساختارهای دسترسی دوبخشی ارائه می‌دهیم. برای این منظور از ارتباط بین پلی‌ماتریدها و طرح‌های تقسیم راز و همچنین یک شیوه برنامه‌ریزی خطی استفاده شده است. این کران‌ها با به‌کار بردن نامساوی شانون بر روی آن‌روپی مجموعه سهم سهام‌داران به‌دست آمده است. در [۲۱] نامساوی شانون در قالب مسئله برنامه‌ریزی خطی معرفی شده است. در این حالت، خواصی از طرح‌های دوبخشی باعث شده است تا این روش برنامه‌ریزی خطی به‌صورت ساده‌تری بهبود یابد. این روش بهبود یافته همچنین می‌تواند برای ساختارهای دسترسی چندبخشی با بیش از دو بخش نیز به‌کار رود. با استفاده از این روش برنامه‌ریزی خطی کران‌های بالایی برای میزان اطلاعات بهینه ساختارهای دسترسی غیرایده‌آل بیان شده است که نتایج در [۱۴] را بهبود داده است. همچنین در این مقاله ساختارهای بهینه معرفی شده در [۱۳] برای ساختارهای دسترسی دوبخشی با تعدادی دل‌خواه از سهام‌داران در هر بخش، تعمیم داده شده است. در [۷] طرح‌های تقسیم راز دوبخشی و پیچیدگی آن‌ها بررسی شده و با استفاده از دسته‌ای خاص از پلی‌ماتریدها کران‌های پایینی برای پیچیدگی ساختارهای دسترسی دوبخشی ارائه شده و برای خانواده‌ای خاص از آن‌ها، طرح تقسیم راز بهینه معرفی شده است. اما همچنان بهینه‌سازی طرح‌های تقسیم راز با ساختارهای دسترسی دوبخشی از مسائل حل نشده است. ما در این مقاله کران‌های جدیدی بر روی برخی دیگر از ساختارهای دسترسی دوبخشی ارائه می‌دهیم. به‌علاوه یک طرح تقسیم راز خطی بهینه با ساختار دسترسی دوبخشی را معرفی می‌کنیم. در [۱۵] کران‌های پایینی برای ساختارهای دسترسی با تنها ۵ سهام‌دار با استفاده از یک برنامه‌ریزی خطی ارائه

۱. Discrete polymatroids

۲. Non-Shannon inequality

۳. Multipartite access structure

شده است. کران‌های ارائه شده در [۱۵] در حالت کلی کران‌های دقیقی نیستند. ساختارهای دسترسی که در این مقاله بررسی کرده‌ایم محدودیتی در تعداد سهام‌داران شرکت کننده در طرح ندارند. به‌علاوه در این مقاله نشان خواهیم داد که برخی از کران‌های پایین ارائه شده بر روی پیچیدگی این ساختارهای دسترسی دقیق هستند. در ادامه این مقاله و در بخش بعد ارتباط بین طرح‌های تقسیم راز با پلی‌ماتریدها بیان شده است. در بخش ۳ مروری بر نتایج به‌دست آمده روی پیچیدگی طرح‌های تقسیم راز و میزان اطلاعات ساختارهای دسترسی خواهیم داشت. در بخش ۴ مقاله با در نظر گرفتن Γ به‌عنوان یک ساختار دسترسی m -بخشی، نشان خواهیم داد که $\kappa(\Gamma)$ را می‌توان با کمک پلی‌ماتریدهای تقسیم راز m -بخشی نیز محاسبه کرد. در بخش ۵ روش جدیدی برای بررسی ساختارهای دسترسی دوبرخی ارائه شده است. در بخش ۶ شیوه برنامه‌ریزی خطی برای یافتن مقدار $\kappa(\Gamma)$ بیان شده است، که در آن Γ به‌عنوان یک ساختار دسترسی دوبرخی روی مجموعه سهام‌داران است. در ادامه و در بخش ۷ نتایج تجربی به‌دست آمده به‌کمک روش ارائه شده در بخش ۶ بیان شده است. در این قسمت نشان خواهیم داد که مقدار $\kappa(\Gamma)$ برای برخی ساختارهای دسترسی و به شیوه برنامه‌ریزی خطی ارائه شده، به‌صورت دقیق قابل محاسبه است. سرانجام در بخش آخر با ارائه یک طرح تقسیم راز خطی و به‌کمک نتایج به‌دست آمده در بخش‌های قبلی مقدار دقیق $\sigma(\Gamma)$ برای یک ساختار دسترسی دوبرخی خاص محاسبه می‌شود.

طرح‌های تقسیم راز و پلی‌ماتریدها

طرح‌های تقسیم راز مطرح شده در این مقاله همگی امنیت کامل دارند. یعنی زیرمجموعه‌های مجاز می‌توانند راز را به‌دست آورند درحالی که زیرمجموعه‌های غیرمجاز با استفاده از سهم‌های‌شان با دیدگاه نظریه اطلاعات نمی‌توانند هیچ‌گونه اطلاعاتی از راز به‌دست آورند. فرض کنید که Σ یک طرح تقسیم راز با مجموعه P از n سهام‌دار باشد. واسطه را سهام‌دار $p \notin P$ و $Q = P \cup \{p_0\}$ در نظر بگیرید. در یک طرح، سهم p_i را، راز در نظر می‌گیریم. s_i را سهم سهام‌دار $i \in Q$ فرض کنید. با توجه به همه $(n+1)$ -تایی‌های ممکن $(s_{p_0}, s_{p_1}, s_{p_2}, \dots, s_{p_n})$ از سهم‌ها، نگاشت $\pi_i: E \rightarrow E_i$ را برای یک مجموعه مشخص E چنان تعریف می‌کنیم که برای هر $e \in E$ اعضا $(\pi_i(e))_{i \in Q}$ سهم‌های از یک راز باشند. ما فقط نگاشت‌های پوشا را در نظر می‌گیریم، بنا بر این برای هر سهام‌دار $i \in Q$ مجموعه E_i همان مجموعه همه سهم‌های ممکن سهام‌دار i است. اگر یک توزیع احتمال در E را در نظر بگیریم آن‌گاه هر یک از نگاشت‌ها، یک توزیع احتمال در E_i القا می‌کنند. بنا بر این می‌توان $H(E_i)$ را به‌عنوان آنترپی شانون هر یک از متغیرهای تصادفی در نظر گرفت. برای هر زیرمجموعه $A = \{i_1, \dots, i_r\} \subset Q$ آنترپی مشترک $H(E_{i_1}, \dots, E_{i_r})$ را به‌صورت $H(A)$ می‌نویسیم و قرارداد مشابهی را برای آنترپی شرطی قرار می‌دهیم، به‌طور مثال داریم $H(E_j | A) = H(E_j | E_{i_1}, \dots, E_{i_r})$. مجموعه Γ را ساختار دسترسی Σ در نظر بگیرید. از آنجا که نگاشت‌های π_i طرح تقسیم راز کامل Σ را تعریف می‌کنند از همین رو، $H(E_{p_0}) > 0$ و داریم: $H(E_{p_0} | A) = 0$ اگر $A \in \Gamma$ در حالی که اگر $A \notin \Gamma$ داریم: $H(E_{p_0} | A) = H(E_{p_0})$.

به منظور اندازه‌گیری طول سهام هر طرح، از آنتروپی سهام آن طرح استفاده می‌شود. پیچیدگی^۱ طرح تقسیم راز Σ به صورت $\sigma(\Sigma) = \max_{i \in p} H(E_i) / H(E_p)$ تعریف می‌شود. مقدار $\rho(\Sigma) = 1 / \sigma(\Sigma)$ را نرخ اطلاعات طرح Σ گویند. هر دو مقدار ρ و σ را به عنوان ضریب تأثیر یک طرح به کار می‌برند. این پارامترها را می‌توان برای ارزیابی بهترین راندمان طرح‌های یک ساختار دسترسی مشخص استفاده کرد. پیچیدگی بهینه^۲ $\sigma(\Gamma)$ برای یک ساختار دسترسی Γ را اینفیم پیچیدگی‌های $\sigma(\Sigma)$ روی تمامی طرح‌های Σ تعریف شده برای ساختار دسترسی Γ گویند. میزان اطلاعات بهینه ساختار دسترسی Γ نیز به صورت $\rho(\Gamma) = 1 / \sigma(\Gamma)$ تعریف می‌شود.

یک طرح تقسیم راز خطی^۳ طرحی است که در آن E و E_i فضاهای برداری روی یک میدان هستند، نگاشت خطی است و توزیع احتمال روی E یکنواخت باشد. امنیت این طرح‌ها که به آن‌ها طرح‌های هندسی و همچنین برنامه‌های مولد یکنواخت^۴ نیز گویند، بر پایه خواص جبر خطی استوار است. بر اساس این ارتباط است که مؤثرترین طرح‌ها را خطی در نظر می‌گیرند. در حقیقت برای هر ساختار دسترسی یک طرح تقسیم راز خطی وجود دارد [۱۰]. بنا بر این $\lambda(\Gamma)$ را به عنوان اینفیم پیچیدگی طرح‌های تقسیم راز خطی برای هر ساختار دسترسی Γ تعریف می‌کنیم. قضیه معروف زیر نتیجه مستقیمی از این تعریف است.

قضیه ۱-۲ [۱۵]. برای هر ساختار دسترسی Γ داریم $\sigma(\Gamma) \leq \lambda(\Gamma)$.

اثبات: با توجه به آن‌که طرح‌های تقسیم راز خطی برای ساختار دسترسی Γ زیرمجموعه‌ای از تمامی طرح‌های Σ تعریف شده برای ساختار دسترسی Γ هستند، از این رو، اینفیم $\sigma(\Sigma)$ نیز کمتر یا مساوی اینفیم $\lambda(\Gamma)$ است و این حکم را اثبات می‌کند.

بنا بر این طرح‌های خطی هم از لحاظ کاربردهای عملی مورد توجه هستند و هم از لحاظ روشی برای یافتن یک کران بالا برای پیچیدگی بهینه ساختارهای دسترسی کلی. از آنجا که طرح‌های ما همگی کامل در نظر گرفته شده است، برای هر i داریم $H(E_i) \geq H(E_p)$ و بنا بر این $\sigma(\Sigma) \geq 1$. یک طرح تقسیم راز با $\sigma(\Sigma) = 1$ را ایده‌آل گویند.

به طور مشابه ساختار دسترسی چنین طرحی را نیز ایده‌آل می‌نامند. ارتباط بین ماتریدها و ساختارهای دسترسی ایده‌آل توسط بریکل و داوئیورت [۴] کشف شد. این ارتباط در بررسی چنین ساختارهای دسترسی نقش تعیین کننده‌ای را ایفا می‌کند. به علاوه در بررسی میزان اطلاعات، ارتباط بین پلی‌ماتریدها و طرح‌های تقسیم راز، اهمیت بسیاری دارد.

تعریف ۲-۲ [۸]: فرض کنید که Q یک مجموعه، $P(Q)$ مجموعه توانی آن و $\mathfrak{R} \rightarrow P(Q) : h$ یک تابع باشد، که در آن منظور از \mathfrak{R} مجموعه اعداد حقیقی است. زوج $S = (Q, h)$ را یک پلی‌ماترید گویند اگر در شرایط زیر صدق کند:
 $h(\emptyset) = 0$.

۱. Complexity ۲. Optimal complexity ۳. Linear secret sharing scheme ۴. Monotone span programs

۲. تابع h صعودی یکنوا^۱ باشد، یعنی اگر $X \subset Y \subset Q$ ، آنگاه $h(X) \leq h(Y)$ و

۳. تابع h خاصیت زیرمدولی^۲ داشته باشد، یعنی اگر $X, Y \subset Q$ ، آنگاه

$$h(X \cup Y) + h(X \cap Y) \leq h(X) + h(Y)$$

در این مقاله از یک نوع خاص پلی‌ماتریدها به نام پلی‌ماتریدهای تقسیم راز استفاده شده است.

تعریف ۲-۳ [۱۲]: زوج $S = (Q, h)$ را یک پلی‌ماترید و p را یک عضو Q در نظر بگیرید. اگر برای هر $X \subset Q$ یکی از دو حالت $h(X \cup \{p\}) = h(X) + 1$ یا $h(X \cup \{p\}) = h(X)$ را داشته باشیم، آنگاه S را یک p -پلی‌ماترید تقسیم راز^۳ گویند.

اگر Σ طرح تقسیم راز روی مجموعه $Q = P \cup \{p\}$ باشد و مجموعه $\{E_i\}_{i \in Q}$ متغیرهای تصادفی وابسته به سهام باشد، نگاشت $h: P(Q) \rightarrow \mathfrak{R}$ را به صورت $h: X \rightarrow H(X) / H(E_p)$ تعریف می‌کنیم.

زوج (Q, h) را که به این شکل تعریف می‌شود یک p -پلی‌ماترید تقسیم راز^۴ و یا به اختصار $ss-p$ -پلی‌ماترید گویند. بنا بر این هر طرح تقسیم راز Σ یک $ss-p$ -پلی‌ماترید به صورت $S = S(\Sigma) = (Q, h)$ تعریف می‌کند. لازم به ذکر است که $ss-p$ -پلی‌ماتریدهایی وجود دارند که وابسته به هیچ طرح تقسیم رازی نیستند. توجه کنید که اگر Σ کامل نباشد آنگاه $S(\Sigma)$ یک پلی‌ماترید تقسیم راز نیست.

این ارتباط را باید پذیرفت که، اصول طوری در تعریف یک $ss-p$ -پلی‌ماترید، استفاده شده است تا خواص طرح‌های تقسیم راز به دست آید. در واقع این خواص دقیقاً همان خواصی هستند که با به کار بردن نامساوی‌های شانون بر روی متغیرهای تصادفی $\{E_i\}_{i \in Q}$ به دست می‌آیند.

به طور عکس برای هر $ss-p$ -پلی‌ماترید $S = (Q, h)$ می‌توان یک ساختار دسترسی وابسته به آن را به شکل زیر تعریف کرد: $\Gamma_p(S) = \{A \subset P \mid h(A) = h(A \cup \{p\})\}$.

مفهوم پیچیدگی بهینه طرح‌ها و ساختارهای دسترسی را می‌توان برای پلی‌ماتریدها بدین صورت تعمیم داد. برای هر پلی‌ماترید $S = (Q, h)$ تعریف می‌کنیم $\kappa(S) = \max\{h(x) \mid x \in Q\}$ و برای هر ساختار دسترسی Γ تعریف می‌کنیم $\kappa(\Gamma) = \inf\{\kappa(S)\}$ که در آن اینفیم روی تمام $ss-p$ -پلی‌ماتریدهای S با $\Gamma = \Gamma_p(S)$ گرفته شده است. این پارامترها برای مطالعه نرخ اطلاعات بهینه استفاده شده‌اند. مارتی و پادرو در [۱۲] با استفاده از $ss-p$ -پلی‌ماترید، یک کران پایین روی پیچیدگی بهینه هر ساختار دسترسی Γ ارائه دادند. **قضیه ۲- [۱۲]:** پیچیدگی بهینه برای هر ساختار دسترسی Γ کرانی به صورت $\sigma(\Gamma) \geq \kappa(\Gamma)$ دارد.

اثبات: [۱۲].

بنا بر این با توجه به نامساوی‌های $\kappa(\Gamma) \leq \sigma(\Gamma) \leq \lambda(\Gamma)$ کران بالا و کران پایین $\sigma(\Gamma)$ به ترتیب به وسیله λ و κ به دست می‌آید. اولین کران با کمک جبر خطی و دومین کران به کمک ابزار ترکیباتی به دست آمده است.

نتایج بر روی پیچیدگی بهینه ساختارهای دسترسی

در این بخش مروری بر مهم‌ترین نتایج به دست آمده روی پیچیدگی طرح‌های تقسیم راز و میزان اطلاعات ساختارهای دسترسی خواهیم داشت. به این منظور ابتدا یک ماترید را تعریف می‌کنیم.

۱. Monotone increasing ۲. Submodular ۳. p -secret sharing polymatroid

۴. p_0 -secret sharing polymatroid

یک ماترید^۱ در واقع یک پلی ماترید $S = (Q, h)$ است که در دو خاصیت زیر صدق کند:

- برای هر زیرمجموعه $X \subset Q$ داشته باشیم $h(X) \in Z$ و $0 < h(X) \leq |X|$.
- برای هر زیرمجموعه $Q \subset X$ و عضو $p \in Q$ داشته باشیم $h(X \cup \{p\}) = h(X) + 1$.

بریکل و داوینپورت [۴] ثابت کردند که ساختارهای دسترسی ایده‌آل وابسته ماتریدی هستند. بنا بر این اگر Σ یک طرح تقسیم راز ایده‌آل باشد آن‌گاه $S(\Sigma)$ یک ماترید است. از همین رو، برای هر ماترید S داریم $\kappa(S) = 1$. بنا بر این اگر Σ ایده‌آل باشد داریم $\kappa(S(\Sigma)) = 1$ ، از این رو می‌توان گفت که برای هر ساختار دسترسی ایده‌آل Γ داریم $\kappa(\Gamma) = 1$.

اگر S یک ماترید قابل نمایش^۲ باشد آن‌گاه ساختار دسترسی $\Gamma(S)$ ایده‌آل است. اگرچه ساختارهای دسترسی وابسته ماتریدی وجود دارند که ایده‌آل نیستند. این حالت‌ها در واقع ساختارهای دسترسی تعریف شده توسط واموس ماتریدها [۱۷] هستند، زیرا در این ساختارهای دسترسی $\sigma(\Gamma)$ اکیداً از $\kappa(\Gamma)$ بزرگتر است [۱]. این نتایج با استفاده از نامساوی‌های غیر-شانون به‌دست آمده است و این نامساوی‌ها برای اولین بار در طرح-های تقسیم راز به‌کار گرفته شده است. بنا بر این این نتایج نشان می‌دهد که نامساوی‌های شانون برای بررسی پیچیدگی بهینه این طرح‌ها کافی نیست.

نتایج بریکل و داوینپورت [۴] در مقاله [۱۲] به‌کمک قضیه زیر بر روی $\kappa(\Gamma)$ تعمیم داده شد.

قضیه ۱-۳ [۱۲]: هیچ ساختار دسترسی Γ با شرط $1 < \kappa(\Gamma) < 3/2$ وجود ندارد. همچنین یک ساختار دسترسی Γ وابسته ماتریدی است اگر و تنها اگر $\kappa(\Gamma) = 1$.

متداول‌ترین ابزار در بررسی ساختارهای دسترسی غیرایده‌آل همان پلی ماتریدها هستند. سیرماز [۵] با استفاده از پلی ماتریدها، کران‌های پایینی بر روی طول سهام هر طرح با ساختار دسترسی مشخص ارائه داد. او همچنین این قضیه را ثابت کرد.

قضیه ۲-۳ [۵]: یک زیرمجموعه P از n سهامدار را در نظر بگیرید. هر ساختار دسترسی Γ در شرط $\kappa(\Gamma) \leq n$ صدق می‌کند.

ساختار طرح‌های تقسیم راز، کران‌های بالا برای پیچیدگی بهینه آن‌ها ایجاد می‌کنند. در مقاله [۱۰] طرح تقسیم راز کلی ارائه شده است به‌طوری که برای هر ساختار دسترسی معتبر باشد. اما طرح آن‌ها یک طرح کارآمد نیست، چرا که پیچیدگی آن براساس تعداد سهامداران از مرتبه‌نمایی است. استینسون در مقاله [۲۰] روش خاصی برای ساخت طرح‌های کارآمد ارائه داد. ایده تجزیه‌ای آن برای ساختارهای دسترسی که به‌صورت گراف بیان شده‌اند مناسب است و بر پایه یک تجزیه از ساختارهای دسترسی درون ساختارهای دسترسی طرح‌های کارآمد شناخته شده، بنا شده است.

۱. Matroid

۲. Representable matroid

مجموعه‌های چندبخشی

ساختارهای دسترسی که در این مقاله بررسی شده است همگی چندبخشی هستند. در این قسمت با استفاده از مقاله [6]، نتایج کلی به‌دست آمده روی این نوع ساختارها را بیان می‌کنیم.

یک m -افراز $\Pi = (X_1, \dots, X_m)$ از مجموعه X ، یک خانواده مجزا از m زیرمجموعه غیرتهی X با شرط $X = X_1 \cup \dots \cup X_m$ است. فرض کنید $\Lambda \subset P(X)$ یک خانواده از زیرمجموعه‌های X باشد. برای هر جای‌گشت τ روی X تعریف می‌کنیم $\tau(\Lambda) = \{\tau(A) \mid A \in \Lambda\} \subset P(X)$. فرض کنید Ψ یک خانواده از جای‌گشت‌های τ باشد که برای هر $X_i \in \Pi$ در شرط $\tau(X_i) = X_i$ صدق کند. یک خانواده از زیرمجموعه‌های $\Lambda \subset P(X)$ را Π -بخشی گویند اگر برای هر جای‌گشت τ در Ψ داشته باشیم $\tau(\Lambda) = \Lambda$. یک خانواده $\Lambda \subset P(X)$ را m -بخشی گویند اگر برای یک m -افراز Π داشته باشیم Λ یک Π -بخشی است.

اگر A یک زیرمجموعه در Λ و B زیرمجموعه دیگری باشد که برای هر i داشته باشیم $|A \cap X_i| = |B \cap X_i|$ ، آنگاه B نیز یک زیرمجموعه در Λ است. از این خاصیت برای معرفی خانواده‌های چندبخشی استفاده می‌کنیم.

فرض کنید $\Pi = (X_1, \dots, X_m)$ یک افراز از مجموعه X باشد. برای هر $A \subset X$ و $i \in \{1, \dots, m\}$ نگاشت $\Pi_i: P(X) \rightarrow Z$ را به صورت $\Pi_i(A) = |A \cap X_i|$ تعریف می‌کنیم. بنا بر این برای هر افراز Π نگاشت $\Pi: P(X) \rightarrow Z_+^m$ را بدین صورت در نظر می‌گیریم:

$$\Pi(A) = (\Pi_1(A), \dots, \Pi_m(A))$$

برای یک خانواده $\Lambda \subset P(X)$ در نظر بگیرید:

$$\Pi(\Lambda) = \{\Pi(A) \mid A \subset X, A \in \Lambda\} \subset Z_+^m$$

لم ۴-۱ [۶]: فرض کنید Π یک افراز از مجموعه X و $\Lambda \subset P(X)$ یک خانواده Π -افراز باشد. آنگاه $A \in \Lambda$ اگر و تنها اگر $\Pi(A) \in \Pi(\Lambda)$ باشد.

این لم ایجاب می‌کند که Λ به‌وسیله مجموعه بردارهای $\Pi(\Lambda)$ به‌طور کامل مشخص می‌شود. این نماد گذاری مخصوصاً برای ساختارهای دسترسی چندبخشی مفید است که در واقع خانواده‌های از زیرمجموعه‌های مجموعه سهام‌داران در نظر گرفته شده باشند.

یک ساختار دسترسی Γ را یک m -بخشی گویند اگر یک m -افراز Π روی P وجود داشته باشد به‌طوری‌که Γ یک Π -بخشی باشد. در این حالت دو سهام‌دار در یک بخش نقش یک‌سانی را در طرح ایفا می‌کنند و بنا بر این غیرقابل تمایز هستند. در ادامه برای راحتی کار از نمادهای $\Pi(\Gamma)$ و $\Pi(\Gamma)$ استفاده می‌کنیم. مجموعه $\Pi(\Gamma)$ را مجموعه نقاط مینیمال گویند.

به‌منظور استفاده از نتایج روی پلی‌ماتریدها در طرح‌های تقسیم راز چندبخشی در ادامه تعریف پلی‌ماتریدهای تقسیم راز چندبخشی را بیان می‌کنیم.

تعریف ۴-۲ [۶]: یک $ss-p$ -پلی‌ماترید $S = (Q, h)$ را m -بخشی گویند اگر بتواند یک Π -بخشی، برای افراز $\Pi = (X_1, \dots, X_m, \{p\})$ باشد به‌طوری‌که $X_1, \dots, X_m \subset P$ و $h(A) = h(\tau(A))$ برای هر τ جای‌گشت τ و برای هر $A \subset Q$.

فرض کنید Π یک افراز روی $Q = X_1 \cup \dots \cup X_m \cup \{p\}$ و

$$W = \{0, \dots, |X_1| \} \times L \times \{0, \dots, |X_m| \} \times \{0, 1\}$$

باشد. هر پلی ماترید Π -بخشی $S = (Q, h)$ به صورت یکتا با زوج (Ω, h') نمایش داده می‌شود که در آن

$$h': \Omega \rightarrow \mathfrak{K}$$

$$h'(x_1, \dots, x_{m+1}) = h(A) \text{ داریم } A \in \Pi^{-1}(x_1, \dots, x_{m+1}).$$

همانند این‌که برای ساختارهای دسترسی Π -بخشی از نماد $\Pi(\Gamma)$ بجای نماد Γ استفاده کردیم اکنون نیز از

نماد (Ω, h') به جای $S = (Q, h)$ استفاده می‌کنیم. از این به بعد این نماد را برای پلی‌ماتریدهای تقسیم راز چند

بخشی به‌کار خواهیم برد.

توجه کنید که پلی‌ماتریدهای به‌دست آمده از طرح‌های تقسیم راز چندبخشی لزوماً چندبخشی نیستند. به‌طور مثال ساختارهای وجود دارند که در آن اندازه سهم سهامداران یک بخش متفاوت است. ما علاقمند به بررسی همه حالات ساختارهای دوبخشی نیستیم و توجه خود را بر روی بهترین ساختارها و کران‌های بالای دقیق^۱ روی میزان اطلاعات ساختارهای دسترسی معطوف می‌کنیم. قضیه بعدی نشان می‌دهد که چگونه برای رسیدن به هدفمان کفایت که آن پلی‌ماتریدهای تقسیم راز چندبخشی S را در نظر بگیریم به‌طوری که $\Gamma = \Gamma_p(S)$.

قضیه ۳-۴: فرض کنید Γ یک ساختار دسترسی m -بخشی روی مجموعه سهامداران

$$P = Q \setminus \{p\} = X_1 \cup \dots \cup X_m$$

باشد. آن‌گاه $\kappa(\Gamma) = \inf\{\kappa(S)\}$ ، که در آن اینفیم روی همه پلی‌ماتریدهای تقسیم راز m -بخشی S گرفته شده

است به‌طوری‌که $\Gamma = \Gamma_p(S)$.

اثبات: مقدار $\omega(\Gamma)$ را اینفیم $\kappa(S)$ روی همه پلی‌ماتریدهای تقسیم راز m -بخشی S بگیرد که $\Gamma = \Gamma_p(S)$.

واضح است که $\omega(\Gamma) \geq \kappa(\Gamma)$.

از طرف دیگر مجموعه همه جای‌گشت‌های مانند Π را مجموعه Ψ در نظر بگیرید. برای هر پلی‌ماترید (نه لزوماً چندبخشی) $S = (Q, h)$ با $\Gamma = \Gamma_p(S)$ ، پلی‌ماترید $\tilde{S} = (Q, \tilde{h})$ را با تابع \tilde{h} زیر در نظر بگیرید:

$$\tilde{h}(A) = \frac{1}{|\Psi|} \sum_{\tau \in \Psi} h(\tau(A))$$

توجه کنید که \tilde{h} خوش تعریف است و \tilde{S} یک $ss-p$ -پلی‌ماترید m -بخشی با $\Gamma = \Gamma_p(\tilde{S})$ است. به‌علاوه با

توجه به تعریف تابع \tilde{h} داریم $\kappa(S) \geq \kappa(\tilde{S})$. بنا بر این $\omega(\Gamma) \leq \kappa(\Gamma)$. از این‌رو داریم $\omega(\Gamma) = \kappa(\Gamma)$

که به‌وضوح حکم را نتیجه می‌دهد.

پیچیدگی بهینه ساختارهای دسترسی دوبخشی

در این مقاله روشی جدید برای بررسی ساختارهای دسترسی دوبخشی ارائه شده است. ما مسائل طرح تقسیم

راز را با استفاده از ساختار بیان شده در قسمت قبل به مسائلی در مبحث پلی‌ماتریدها تبدیل می‌کنیم.

پادرو و سائز در [۱۴] بسیاری از ساختارهای دسترسی دوبخشی با پیچیدگی بهینه را ارائه داده‌اند. در آن

مقاله یک دسته‌بندی از ساختارهای دوبخشی ایده‌آل ذکر شده است. در [۷] طرح‌های تقسیم راز دوبخشی و پیچیدگی

^۱. Tight

آن‌ها بررسی شده است. در مقاله [۷] با استفاده از دسته‌های خاص از پلی‌ماتریدها کران‌های پایینی برای پیچیدگی ساختارهای دسترسی دوبرخی ارائه شده است. از آن‌جاکه می‌خواهیم کران‌های برای پیچیدگی بهینه در ارتباط با نقاط مینیمم ارائه دهیم از همی‌رو، این دسته‌بندی را در ارتباط با Γ بازنویسی می‌کنیم. یادآوری می‌کنیم که ساختار دسترسی یکنوای Γ را می‌توان با استفاده از خانواده‌ای از مجموعه‌های مجاز مینیمال آن مشخص کرد که به آن پایه Γ گویند و آن را با Γ نشان می‌دهند.

قضیه ۱-۵ [۱۴]: یک ساختار دسترسی دوبرخی Γ ایده‌آل است اگر و تنها اگر $\Gamma = \beta_1 \cup \beta_2$ ، که در آن:

• برای یک $x, y > 0$ داشته باشیم $\Pi(\beta_1) \subset \{(0, y), (x, 0)\}$ و

• $\beta_2 = \varphi$ یا برای یک $x, y > m$ داشته باشیم $\Pi(\beta_2) = \{(x-m, y-1), \dots, (x-1, y-m)\}$

در مقاله [۶] ثابت شده است که همه ماتریدهای سه بخشی نمایش پذیرند و تمامی ساختارهای دسترسی سه بخشی وابسته ماتریدی، ایده‌آل هستند. به‌عنوان نتیجه می‌توان گفت که تمامی ساختارهای دسترسی دوبرخی وابسته ماتریدی نیز، ایده‌آل هستند. با استفاده از قضیه ۱-۳ این نتیجه حاصل می‌شود:

قضیه ۲-۵: اگر Γ یک ساختار دسترسی دوبرخی غیرایده‌آل باشد آن‌گاه $\sigma(\Gamma) \geq 3/2$.

در [۱۵] کران‌های پایینی برای ساختارهای دسترسی با تنها ۵ سهام‌دار با استفاده از یک برنامه ریزی خطی ارائه شده است. کران‌های ارائه شده در [۱۵] در حالت کلی کران‌های دقیقی نیستند.

در ادامه برای یافتن $\kappa(\Gamma)$ ، پلی‌ماتریدهای وابسته به ساختارهای دسترسی دوبرخی را بررسی می‌کنیم. به‌منظور بررسی پلی‌ماتریدهای بهینه از روش برنامه‌ریزی خطی استفاده شده است. در ابتدا با استفاده از یک تبدیل، پلی‌ماتریدها را به‌صورت بردار نمایش می‌دهیم و سپس با استفاده از یک روش بهینه‌سازی خطی، مقدار $\kappa(\Gamma)$ را بعد از پیدا کردن بهترین پلی‌ماترید ممکن، محاسبه می‌کنیم. به این منظور برای هر $p \in P$ کمترین مقدار $h(p)$ را در بین تمامی پلی‌ماتریدهای دوبرخی $S = (Q, h)$ که در $\Gamma = \Gamma_p(S)$ صدق کنند، پیدا می‌کنیم.

چنان‌که ثابت کردیم برای این منظور کفایت که فقط پلی‌ماتریدهای دوبرخی را در نظر بگیریم. این روش باعث کاهش چشم‌گیری در تعداد تساوی‌ها خواهد شد. چرا که اندازه بردار در مسئله برنامه‌ریزی خطی ما با استفاده از زوج (Ω, h') از $2^{|P_1|+|P_2|}$ به $|P_1| \cdot |P_2|$ کاهش خواهد یافت، که تاثیر به‌سزایی در کاهش میزان محاسبات دارد.

شیوه برنامه‌ریزی خطی

در این بخش برای پیدا کردن مقدار $\kappa(\Gamma)$ یک برنامه‌ریزی خطی را بیان می‌کنیم. فرض کنید که Γ یک ساختار دسترسی دوبرخی روی مجموعه سهام‌داران $P = X \cup Y$ باشد که در آن X و Y مجموعه‌های از هم جدا هستند و نقاط مینیمال آن برابر است با $\Pi(\Gamma) = \{(x_1, y_1), \dots, (x_r, y_r)\}$. مقادیر $N_1 = |X|$ و $N_2 = |Y|$ و مجموعه $\Omega = \{0, 1, \dots, N_1\} \times \{0, 1, \dots, N_2\} \times \{0, 1\}$ را در نظر بگیرید. برای هر پلی‌ماترید دوبرخی S ، زوج (Ω, h) را به‌صورتی که در بالا تعریف شده است فرض کنید. h را تابع رتبه^۱ پلی‌ماترید دوبرخی S می‌نامیم.

^۱. Rank function

مقدار $N = 2(N_1 + 1)(N_2 + 1)$ و بردار $\vec{s} = (h(x, y, z))_{(x,y,z) \in \Omega} \in \mathfrak{R}^N$ را که عناصر آن همه مقادیر تابع رتبه h را نشان می‌دهند، در نظر بگیرید. هر درایه \vec{s} به وسیله یک بردار $(x, y, z) \in \Omega$ مشخص و اندیس‌گذاری می‌شود.

با استفاده از قضیه ۳-۴ فقط کفایت آن پلی‌ماتریدهای تقسیم راز دوبخشی S را در نظر بگیریم که $\Gamma = \Gamma_p(S)$. از آنجاکه در هر ساختار دسترسی دوبخشی تمامی عناصر در یک بخش، نقش یکسانی را ایفا می‌کنند کفایت برای یک نماینده از بخش X مقدار $h(1, 0, 0)$ و برای نماینده بخش Y مقدار $h(0, 1, 0)$ را در نظر گرفته و در نهایت بزرگترین مقدار به دست آمده بین این دو را به عنوان $\kappa(S)$ در نظر بگیریم یعنی $\kappa(S)$ برابر است با $\max\{h(1, 0, 0), h(0, 1, 0)\}$. برای هر $(x, y, z) \in \Omega$ بردار $\vec{e}_{(x,y,z)} \in \mathfrak{R}^N$ را برداری با مؤلفه ۱ برای مکان متناظر (x, y, z) و صفر در مکان‌های دیگر، تعریف می‌کنیم. برای هر زوج از بردارهای \vec{x} و \vec{y} می‌گوییم $\vec{x} \leq \vec{y}$ است، اگر به ازای مؤلفه‌های i -ام به ترتیب x_i و y_i آن‌ها داشته باشیم $x_i \leq y_i$. برای هر بردار $\vec{s} \in \mathfrak{R}^N$ که نمایش دهنده پلی‌ماترید $S = (\Omega, h)$ است، چهار خاصیت تعاریف ۲-۲ و ۳-۲ را به شکل یک تعداد نامساوی خطی بدین صورت بازنویسی می‌کنیم:

۱. خاصیت $h(\varphi) = 0$ معادل است با

$$\vec{e}_{(1,0,0)} \times \vec{s}^T = 0 \quad (1)$$

۲. خاصیت یکنوایی: برای هر $A \subset B \subset Q$ با $\Pi(A) = (x, y, z)$ و $\Pi(B) = (x', y', z')$ داریم $(x, y, z) \leq (x', y', z')$. بنا بر این نامساوی $h(A) \leq h(B)$ معادل است با

$$[\vec{e}_{(x,y,z)} - \vec{e}_{(x',y',z')}] \times \vec{s}^T \leq 0$$

حال ماتریس A_1 را با سطرهای زیر در نظر بگیرید:

برای هر زوج $(x, y, z), (x', y', z') \in \Omega$ که $(x, y, z) \leq (x', y', z')$ سطرهای A_1 را به صورت $\vec{e}_{(x,y,z)} - \vec{e}_{(x',y',z')}$ در نظر می‌گیریم. بنا بر این خاصیت یکنوایی تابع رتبه h معادل است با نامساوی زیر:

$$A_1 \times \vec{s}^T \leq 0 \quad (2)$$

۳. خاصیت زیرمدولی: برای هر $A, B \subset Q$ با $\Pi(A) = (x, y, z)$ و $\Pi(B) = (x', y', z')$ داریم $h(A) + h(B) \geq h(A \cup B) + h(A \cap B)$. در این حالت باید همه مقادیر ممکن که $\Pi(A \cup B)$ و $\Pi(A \cap B)$ می‌توانند به خود بگیرند را در نظر بگیریم. اکنون برای هر زوج $(x, y, z), (x', y', z') \in \Omega$ این مقادیر را لحاظ کنید:

$$u_y = \min\{y, y'\} \quad , l_y = \max\{y, y' - N_2\} \quad , u_x = \min\{x, x'\} \quad , l_x = \max\{x, x' - N_1\}$$

$$m_z = \min\{z, z'\} \quad \text{و} \quad M_z = \max\{z, z'\} \quad \text{در نتیجه خاصیت زیرمدولی معادل است با:}$$

برای هر $\vec{e}_{(x,y,z)} + \vec{e}_{(x',y',z')} \geq \vec{e}_{(x+x'-r_x, y+y'-r_y, M_z)} + \vec{e}_{(l_x, r_y, m_z)}$ و $r_x \in \{l_x, l_x + 1, \dots, u_x\}$ توجه کنید که در این عملیات همه حالت‌های ممکن برای $\Pi(A \cup B)$ و $\Pi(A \cap B)$ در نظر گرفته شده است. اکنون ماتریس A_1 را با در نظر گرفتن تمامی سطرهای

بررسی و تعیین پیچیدگی بهینه ساختارهای دسترسی دویخی

$$A_2 \times \bar{s}^T \leq 0. \quad (3)$$

۴. ساختار دسترسی: برای هر زیرمجموعه $A \subset Q$ تساوی $h(A \cup \{p\}) = h(A)$ برقرار است، اگر A زیرمجموعه‌ای مجاز باشد و تساوی $h(A \cup \{p\}) = h(A) + 1$ برقرار است، اگر A یک زیر مجموعه غیرمجاز باشد. در یک ساختار دسترسی دویخی این خاصیت‌ها معادل است با:

$$\bar{e}_{(x,y,1)} - \bar{e}_{(x,y,0)} = 0 \text{ اگر } (x,y) \geq (a,b) \in \Pi(\Gamma) \text{ و}$$

$$\bar{e}_{(x,y,1)} - \bar{e}_{(x,y,0)} = 1 \text{ در غیر این صورت.}$$

حالت ماتریس B را با سطرهای $\bar{e}_{(x,y,1)} - \bar{e}_{(x,y,0)}$ برای هر $(x,y,0), (x,y,1) \in \Omega$ در نظر بگیرید. از آنجاکه این تفاضل، مقدار صفر یا ۱ را به خود می‌گیرد، ما یک بردار \bar{b} را با مقدار صفر، به شرط $(x,y) \geq (a,b) \in \Pi(\Gamma)$ و ۱ در غیر این صورت بنا می‌کنیم. از این رو تساوی معادل، برابر است با:

$$B \times \bar{s}^T = \bar{b} \in \mathfrak{R}^{(N_1+)(N_2+)} \quad (4)$$

همچنین به‌عنوان نتایجی از خواص (۱) تا (۴) شرط (۵) روی درایه‌های \bar{s} به‌دست می‌آید.

$$\bar{s} \geq \bar{e}_{(i,j)} \in \mathfrak{R}^N \quad (5)$$

از آنجاکه در یک پلی‌ماترید دویخی S داریم $\kappa(S) = \max\{h(1,0,0), h(0,1,0)\}$ بنا بر این برای نمایش مسئله به‌عنوان تابعی خطی در یک مسئله برنامه‌ریزی خطی، مسئله را به این دو بخش تقسیم می‌کنیم:

$$\text{الف) } h(1,0,0) \geq h(0,1,0) \text{ و}$$

$$\text{ب) } h(1,0,0) \leq h(0,1,0)$$

هر دو حالت را به‌صورت جداگانه بررسی می‌کنیم. بدون کم شدن از کلیت مسئله فرض کنید که نامساوی اول برقرار باشد. از این رو، داریم $h(1,0,0) = \max\{h(1,0,0), h(0,1,0)\}$ بنا بر این خاصیت را می‌توان به‌عنوان تابع خطی A_2 بدین‌صورت تبدیل کرد:

$$A_3 \times \bar{s}^T \leq 0 \quad (6)$$

که در آن $A_3 = \bar{e}_{(1,0,0)} - \bar{e}_{(0,1,0)}$. توجه به این نکته ضروری است که اگر خاصیت (ب) برقرار باشد ماتریس A_3 به شکل متفاوتی به‌دست می‌آید.

خواص (۱) تا (۶)، ناحیه محدب $U \subset \mathfrak{R}^N$ ایجاد می‌کند که آن ناحیهٔ شنی^۱ بنامیم. بنا بر این هدف ما یافتن اینفیم مقدار $\kappa(\Gamma)$ روی ناحیهٔ محدب U است که برای آن باید مقدار $h(1,0,0) = \bar{e}_{(1,0,0)} \times \bar{s}^T$ را، روی همهٔ $\bar{s} \in U$ کمینه^۲ ساخت. ماتریس A از الحاق سطری ماتریس‌های A_1, A_2, A_3 به‌دست می‌آید. \bar{s} را برداری از متغیرها در نظر بگیرید. مسئله برنامه‌ریزی خطی که ما در نظر گرفته‌ایم بدین‌صورت است:

$$\begin{aligned} & \bar{e}_{(1,\dots)} \times \bar{s}^T \text{ کمینه کردن مقدار} \\ & \text{با شروط:} \\ & A \times \bar{s}^T \leq 0 \\ & B \times \bar{s}^T = \bar{b} \\ & \bar{s} \geq \bar{e}_{(1,\dots)} \end{aligned}$$

از آنجا که ناحیه شدنی U ممکن است تهی باشد، از همین رو، یکی از دو حالت مسئله برنامه‌ریزی خطی داده شده با حالت‌های (الف) و (ب) ممکن است جواب نداشته باشد. اما این وضعیت نمی‌تواند به صورت هم‌زمان برای هر دو حالت رخ دهد.

در حالتی که هر دو مسئله برنامه‌ریزی خطی دارای جواب باشند یعنی این که اگر \bar{s}_I^* یک جواب بهینه در حالت (الف) و \bar{s}_{II}^* یک جواب بهینه در حالت (ب) باشد آن‌گاه داریم:

$$\kappa(\Gamma) = \min \{ \bar{e}_{(1,\dots)} \times \bar{s}_I^{*T}, \bar{e}_{(1,\dots)} \times \bar{s}_{II}^{*T} \}. \quad (7)$$

نتایج تجربی

برای پیاده‌سازی روش ارائه شده در قسمت قبل از نرم‌افزار بهینه‌سازی موزک^۳ در محیط متلب^۴ استفاده شده است. ورودی این برنامه دارای این سه پارامتر است:

نقاط مینیمال ساختار دسترسی را با $\{(x_1, y_1), \dots, (x_m, y_m)\}$ و تعداد اعضای مجموعه‌های X و Y را به ترتیب با N_1 و N_2 نشان می‌دهیم.

مثال ۷-۱: ساختار دسترسی Γ_s را روی مجموعه سهامداران $P = X \cup Y$ با نقاط مینیمال $\Pi(\Gamma_s) = \{(s, s), (1, 1)\}$ و $|X| = N_1 \geq 1$ ، $|Y| = N_2$ و $3 \leq s \leq N_2$ در نظر بگیرید. برای یک مقدار داده شده s ، برنامه را با مقادیر $N_1 = 1, 2, 3, 4$ و $N_2 = s, s+1, s+2, s+3$ اجرا کردیم و خروجی زیر به دست آمد:

s	خروجی $\kappa(\Gamma_s)$
۳	۱/۵۰۰۰
۴	۱/۶۶۶۷
۵	۱/۷۵۰۰
۶	۱/۸۰۰۰
۷	۱/۸۳۳۳
۸	۱/۸۵۷۱
۹	۱/۸۷۵۰
۱۰	۱/۸۸۸۹
۱۱	۱/۹۰۰۰
۱۲	۱/۹۰۹۱
۱۳	۱/۹۱۶۷

که در آن ستون اول نمایش‌دهنده مقدار s و ستون دوم نشان‌دهنده مقادیر به دست آمده از اجرای برنامه در متلب^۵ است. چنان‌که مشاهده شد برای مقادیر N_1 و N_2 مقدار κ فقط به s وابسته است و داریم $\kappa(\Gamma_s) = \frac{2s-1}{s}$. این مقادیر همان‌هایی هستند که در [۱۳] در حالت خاص $N_1 = 1$ و $N_2 = s$ به دست آمده است. نتایج ما به دلیل به کار بردن مقادیر دیگر N_1 و N_2 کلی‌تر از نتایج به دست آمده تا کنون است. توجه کنید که مقادیر $\kappa(\Gamma_s)$ یک کران پایین روی پیچیدگی بهینه ساختارهای دسترسی به دست می‌دهد و داریم $\sigma(\Gamma_s) \geq \kappa(\Gamma_s) = \frac{2s-1}{s}$.

۱. Feasible region ۲. Minimize ۳. MOZEK® ۴. MATLAB®

مثال ۷-۲: در حالت کلی‌تر ساختار دسترسی $\Gamma_{s,t}^1$ را روی مجموعه سهامداران $P = X \cup Y$ با نقاط مینیمال $\{(s, s), (t, 1)\}$ و $|X| = t$ و $|Y| = s$ را در نظر بگیرید. همچنین ساختار دسترسی $\Gamma_{s,t}^2$ با نقاط مینیمال $\{(1, s), (t, 1)\}$ و $|X| = t$ و $|Y| = s$ مفروض است. تعدادی از خروجی‌های این ساختارهای دسترسی بدین‌صورت است:

s, t	خروجی $\kappa(\Gamma_{s,t}^1)$	s, t	خروجی $\kappa(\Gamma_{s,t}^2)$
۲,۳	۱/۵۰۰۰	۲,۳	۱/۵۰۰۰
۳,۳	۱/۵۰۰۰	۳,۳	۱/۵۰۰۰
۲,۴	۱/۶۶۶۷	۴,۳	۱/۶۶۶۷
۳,۴	۱/۶۶۶۷	۵,۳	۱/۷۵۰۰
۲,۵	۱/۷۵۰۰	۶,۳	۱/۸۰۰۰
۳,۵	۱/۷۵۰۰	۷,۳	۱/۸۳۳۳
۲,۶	۱/۸۰۰۰	۲,۴	۱/۶۶۶۷
۳,۶	۱/۸۰۰۰	۳,۴	۱/۶۶۶۷
۲,۷	۱/۸۳۳۳	۴,۴	۱/۶۶۶۷
۳,۷	۱/۸۳۳۳	۵,۴	۱/۷۵۰۰
۲,۸	۱/۸۵۷۱	۶,۴	۱/۸۰۰۰
۳,۸	۱/۸۵۷۱	۷,۴	۱/۸۳۳۳

توجه کنید که داریم $a = \max\{s, t\} - 1$. مقدار $\kappa(\Gamma_{s,t}^1)$ برای این مثال با تساوی $\kappa(\Gamma_{s,t}^1) = \frac{2a-1}{a}$ به‌دست آمده است. از طرف دیگر مشاهده می‌کنید که ساختار دسترسی $\Gamma_{s,t}^2$ مقادیر متفاوتی از κ برای ساختارهای دسترسی Γ_s و $\Gamma_{s,t}^1$ به ما می‌دهد. حال اگر $a = \max\{s-1, t-1\}$ در نظر گرفته شود. مقدار $\kappa(\Gamma_{s,t}^2)$ برای این مثال از رابطه $\kappa(\Gamma_{s,t}^2) = \frac{2a-1}{a}$ به‌دست می‌آید. توجه کنید که در این مثال ما فقط

ساختارهایی با تعداد مینیمال از سهامداران را نسبت به نقاط مینیمال در هر بخش لحاظ کرده‌ایم. مثال ۷-۳: اکنون ساختار دسترسی $\Gamma_{r,s,t}^r$ را روی مجموعه سهامداران $P = X \cup Y$ با نقاط مینیمال $\{(r, r), (1, s), (t, t)\}$ (که در آن به‌وضوح $r > s > t$ است) و $|X| = 2$ و $|Y| = r$ را در نظر بگیرید. تعدادی

از خروجی‌های این ساختار دسترسی بدین‌صورت است:

r, s, t	خروجی $\kappa(\Gamma_{r,s,t}^r)$
۲, ۱, ۰	۱/۰۰۰۰
۳, ۱, ۰	۱/۵۰۰۰
۴, ۱, ۰	۱/۶۶۶۷
۵, ۱, ۰	۱/۷۵۰۰
۳, ۲, ۰	۱/۰۰۰۰
۴, ۲, ۰	۱/۵۰۰۰
۵, ۲, ۰	۱/۶۶۶۷
۴, ۳, ۰	۱/۰۰۰۰
۵, ۳, ۰	۱/۵۰۰۰
۵, ۴, ۰	۱/۰۰۰۰
۳, ۲, ۱	۱/۰۰۰۰
۴, ۲, ۱	۱/۵۰۰۰
۵, ۲, ۱	۱/۶۶۶۷
۴, ۳, ۱	۱/۵۰۰۰
۴, ۳, ۲	۱/۰۰۰۰

توجه کنید که داریم $a = \max\{r-s, s-t\}$. مقدار κ برای این مثال با تساوی $\kappa(\Gamma_{r,s,t}^r) = \frac{2a-1}{a}$ به دست آمده است.

مثال ۷-۴: نهایتاً ساختار دسترسی $\Gamma_{r,s,t}^e$ را روی مجموعه سهامداران $P = X \cup Y$ با نقاط مینیمال $\{(1, r), (3, s), (\varepsilon, t)\}$ (که در آن به وضوح $r > s > t$ است)، $|X| = \varepsilon$ و $|Y| = r$ را در نظر بگیرید. تعدادی از خروجی‌های این ساختار دسترسی بدین صورت است:

r, s, t	خروجی $\kappa(\Gamma_{r,s,t}^r)$
۲, ۱, ۰	۱/۵۰۰۰
۳, ۱, ۰	۱/۵۰۰۰
۴, ۱, ۰	۱/۶۶۶۷
۵, ۱, ۰	۱/۷۵۰۰
۶, ۱, ۰	۱/۸۰۰۰
۷, ۲, ۱	۱/۸۰۰۰
۷, ۳, ۱	۱/۸۵۷۱
۷, ۴, ۱	۲/۰۰۰۰
۷, ۵, ۱	۱/۹۵۴۵
۷, ۶, ۱	۱/۸۰۰۰

یادآوری می‌کنیم که نقاط مینیمال در این طرح برابر $\{(1, r), (3, s), (\varepsilon, t)\}$ ، $|X| = \varepsilon$ و $|Y| = r$ هستند. در

نظر بگیرید $a = \max\{\varepsilon - 3, 3 - 1, r - s, s - t\}$. بنابراین مقدار κ برای این مثال با تساوی $\kappa(\Gamma_{r,s,t}^e) = \frac{2a-1}{a}$ به دست آمده است.

طرح‌های جدید

نتایج به دست آمده در بخش قبل، کران‌های پایینی بر روی پیچیدگی بهینه ساختارهای دسترسی‌شان ایجاد کرد. به عنوان نمونه در مثال ۷-۱ نشان دادیم که اگر Γ_s یک ساختار دسترسی دوبرخی با زیرمجموعه‌های مینیمال

$$\Pi(\Gamma_s) = \{(1, 1), (s, s)\} \text{ باشد، آن‌گاه داریم } \sigma(\Gamma_s) \geq \kappa(\Gamma_s) = \frac{2s-1}{s}$$

اگرچه ما برای ساختارهای دسترسی مشخصی، مقدار پیچیدگی بهینه را محاسبه کردیم، اما با توجه به تعریف پیچیدگی ساختارهای دسترسی، برای ارائه کران بالای روی پیچیدگی کفایت یک طرح تقسیم راز مناسب ارائه دهیم. در ادامه برای ساختار دسترسی Γ_s یک طرح خطی Σ چنان ارائه می‌دهیم که $\sigma(\Sigma) = \frac{2s-1}{s}$.

فرض کنید که Γ_s یک ساختار دسترسی با زیرمجموعه‌های مینیمال $\{(1, 1), (s, s)\}$ باشد. در مقاله [۱۳] با استفاده از ساختار دسترسی ملکه و سربازان طرحی ارائه شده که در آن تعداد سهامداران هر بخش به ترتیب برابر با ۱ و s است. ما به روشی مشابه یک طرح برای مجموعه سهامداران $\{q_1, \dots, q_{N_1}\} \cup \{p_1, \dots, p_s\}$ ارائه می‌دهیم که در آن همه سهامداران q_i هم ارزش ملکه و p_j ها همان سربازان هستند. در واقع ساختار دسترسی این طرح بدین صورت است:

$$\Gamma_s = \{\{q_i, p_j\} \mid 1 \leq i \leq N_1, 1 \leq j \leq s\} \cup \{p_1, \dots, p_s\}$$

نتایج این پژوهش، به دلیل به کار بردن مقادیر دیگر N_1 و N_2 کلی‌تر از نتایج به دست آمده در مقاله [۱۳]

است.

طرح Σ را با ترکیب دو طرح خطی Σ_1 و Σ_2 که در زیر تعریف شده است بیان می‌کنیم. از هیچ یک از این دو طرح به تنهایی پیچیدگی بهینه مطلوب به دست نمی‌آید، بلکه یک میانگین وزنی مناسبی از دو طرح Σ_1 و Σ_2 ، به طرح مطلوب می‌رسیم.

در هر دو طرح Σ_1 و Σ_2 راز k از میدان متناهی Z_q انتخاب شده است که در آن $q > s + N_1$. بدون کم شدن از کلیت مسئله فرض کنید که راز با یک توزیع یکنواخت انتخاب شده است. طرح Σ_1 را $(s, s + N_1)$ - طرح آستانه‌ای شامیر با مقدار آستانه‌ای s در نظر بگیرید. مقادیر x_1, \dots, x_{s+N_1-1} را عناصر متمایز در Z_q و f را یک چند جمله‌ای از درجه حداکثر $s-1$ در نظر بگیرید به طوری که $f(x_0) = k$ شود. در واقع تابع $f(x)$ همان چندجمله‌ای طرح آستانه‌ای شامیر است [۱۸]. هر سهامدار q_i در بخش اول سهم $(f(x_1), \dots, f(x_{s-1}))$ و هر سرباز p_j در بخش دوم سهم $f(x_{j+s-1})$ را دریافت می‌کند. با ساختار مذکور ملاحظه می‌کنید که هرگاه از هر بخش حداقل یک عضو حاضر شوند آن‌ها قادر به بازسازی راز k خواهند بود. در واقع Σ_1 یک طرح تقسیم راز بر روی ساختار دسترسی Γ_s است. به راحتی می‌توان بررسی کرد که یک زیر مجموعه غیرمجاز از سهامداران با استفاده از Σ_1 - سهم‌های خود هیچ اطلاعاتی راجع به راز k نخواهند یافت.

طرح دوم Σ_2 با استفاده از یک $(2, 2)$ - طرح آستانه‌ای خطی و نیز یک (s, s) - طرح آستانه‌ای خطی بدین صورت ساخته می‌شود. در $(2, 2)$ - طرح آستانه‌ای، مقدار تصادفی $r \in Z_q$ را در بین تمامی سهامداران q_i بخش اول، و مقدار $k-r$ (به پیمانه q) را در میان تمامی سربازان p_j بخش دوم توزیع می‌کنیم. در (s, s) - طرح آستانه‌ای تنها به سربازان بخش دوم سهم تعلق می‌گیرد. در حقیقت به $s-1$ سرباز اول، مقدار تصادفی دلخواه به‌ازای $1 \leq j \leq s-1$ و به سرباز s ام مقدار $k - \sum_{j=1}^{s-1} r_j$ (به پیمانه q) اختصاص می‌یابد. در طرح Σ_2 سهم سهامداران q_i تنها از $(2, 2)$ - طرح آستانه‌ای به دست می‌آید. هر زیرمجموعه مجاز از Γ_s با کمک یکی از دو طرح آستانه‌ای خطی فوق قادر به بازسازی راز k خواهد بود. به راحتی می‌توان بررسی کرد که یک زیر مجموعه غیرمجاز در طرح Σ_2 هیچ اطلاعاتی راجع به راز k نخواهند یافت. اکنون می‌توان طرح Σ را با ترکیب دو طرح Σ_1 و Σ_2 بیان کرد. فرض کنید تصمیم داریم s تا راز از Z_q را در بین سهامداران توزیع نماییم. به این منظور کفایت یکی از رازها را با طرح Σ_1 و $s-1$ تا راز دیگر را با Σ_2 توزیع کنیم. قضیه بعدی نشان خواهد داد که Σ همان طرح خطی بهینه است.

$$\text{قضیه ۸-۱: اگر } \Sigma \text{ طرح تقسیم راز ارائه شده با روش فوق باشد آن‌گاه داریم: } \sigma(\Sigma) = \frac{2s-1}{s}$$

اثبات: Σ - سهم q_i ها در طرح Σ_1 برابر $s-1$ سهم و در طرح Σ_2 نیز برابر است با $s-1$ سهم است از همین رو، در مجموع به هر یک از سهامداران q_i به تعداد $2s-2$ سهم تعلق می‌گیرد. این در حالی است که Σ - سهم p_j ها در طرح Σ_1 برابر ۱ سهم و در طرح Σ_2 برابر است با $(s-1)$ ، از این رو در مجموع به هر یک از سهامداران p_j به تعداد $2s-1$ سهم تعلق می‌گیرد. برای توزیع s تا راز در بین مجموعه سهامداران $\{q_1, \dots, q_{N_1}\} \cup \{p_1, \dots, p_s\}$ حداکثر $2s-1$ سهم به سهامداران اختصاص داده خواهد شد و این حکم را ثابت می‌کند.

۱. Feasible region

۲. Minimize

با توجه به آنکه پیچیدگی بهینه Γ_s ، اینفیم پیچیدگی‌ها روی تمامی طرح‌های تعریف شده برای ساختار دسترسی Γ_s است لذا $\sigma(\Gamma_s) \leq \sigma(\Sigma) = \frac{2^s - 1}{s}$ و با توجه به کران پایین ارائه شده در مثال ۷-۱ قضیه زیر به راحتی

نتیجه می‌شود.

قضیه ۸-۲: اگر Γ_s یک ساختار دسترسی دوبرخی با زیرمجموعه‌های مینیمال $\Pi(\Gamma_s) = \{(1,1), (s, s)\}$ باشد،

$$\text{آن‌گاه داریم: } \sigma(\Gamma_s) = \frac{2^s - 1}{s}.$$

نتیجه‌گیری

در این مقاله ارتباط بین $\sigma(\Gamma)$ یک ساختار دسترسی دوبرخی با پارامترهای $\kappa(\Gamma)$ و $\lambda(\Gamma)$ آن بررسی و نتایج جدیدی برای مقدار $\kappa(\Gamma)$ ساختارهای دسترسی دوبرخی ارائه شد. روش برنامهریزی خطی ارائه شده در این مقاله مقادیری از $\kappa(\Gamma)$ را برای بعضی از ساختارهای دسترسی Γ مشخص کرد که تاکنون ناشناخته بوده است. به علاوه این روش را می‌توان برای بررسی ساختارهای دسترسی چند بخشی با بیش از دو بخش نیز تعمیم داد.

منابع

1. A. Beimel, N. Livne, C. Padro, "Matroids Can Be Far From Ideal Secret Sharing", Theory of Cryptography Conference, TCC 2008. Lecture Notes in Comput. Sci., 4948 (2008) 194-212.
2. G. R. Blakley, "Safeguarding cryptographic keys", AFIPS Conference Proceedings., 48 (1979) 313-317.
3. E. F. Brickell, "Some ideal secret sharing schemes", J. Combin. Math. and Combin. Comput, 9 (1989) 105-113.
4. E. F. Brickell, D. M. Davenport, "On the classification of ideal secret sharing schemes", J. Cryptology, 4(1991) 123-134.
5. L. Csirmaz, "The size of a share must be large", J. Cryptology, 10 (1997) 223-231.
6. O. Farras, J. Marti-Farre, C. Padro, "Ideal Multipartite Secret Sharing Schemes", Advances in Cryptology, EUROCRYPT 2007 Lecture Notes in Comput. Sci., 4515 (2007) 448-465.
7. O. Farras, J. R. Metcalf-Burton, C. Padro, L. Vázquez, "On the optimization of bipartite secret sharing schemes", Des. Codes Cryptogr. 63(2012) 255-271.
8. S. Fujishige, "Polymatroidal Dependence Structure of a Set of Random Variables," Information and Control, 39(1978) 55-72.

9. J. Herzog, T. Hibi, "Discrete polymatroids", J. Algebraic Combin., 16(2002) 239-268.
10. M. Ito, A. Saito, T. Nishizeki, "Secret sharing scheme realizing any access structure", Proc. IEEE Globecom' 87(1987) 99-102.
11. A. Lehman, "A solution of the Shannon switching game", J. Soc. Indust. Appl. Math., 12 (1964) 687-725.
12. J. Martí-Farre, C. Padro, "On Secret Sharing Schemes, Matroids and Polymatroids", Fourth IACR Theory of Cryptography Conference TCC 2007, Lecture Notes in Comput. Sci., 4392 (2007) 273-290.
13. J. R. Metcalf-Burton, "Information Rates of Minimal Non-Matroid-Related Access Structures", arxiv.org/pdf/0801.3642.
14. C. Padro, G. Saez, "Secret sharing schemes with bipartite access structure", IEEE Trans. Inform. Theory, 46 (2000) 2596-2604.
15. C. Padro, L. Vázquez, A. Yang, "Finding lower bounds on the complexity of secret sharing schemes by linear programming", Discrete Applied Mathematics, 161 (2013) 1072-1084.
16. P. D. Seymour, "A forbidden minor characterization of matroid ports", Quart. J. Math. Oxford Ser., 27 (1976) 407-413.
17. P. D. Seymour, "On secret-sharing matroids", J. Combin. Theory Ser. B, 56 (1992) 69-73.
18. A. Shamir, "How to share a secret", Commun. of the ACM, 22 (1979) 612-613.
19. C. E. Shannon, "A Mathematical Theory of Communication", Bell. Sys. Tech. Journal, 27 (1948).
20. D. R. Stinson, "Decomposition constructions for secret-sharing schemes", IEEE Transactions on Information Theory, 40 (1994) 118-125.
21. R. W. Yeung, "A framework for linear information inequalities", IEEE Trans. Inform. Theory, IT-41 (1995) 412-422.