

زمان بندی درس های دانشگاه با به کار گیری هیوریستیک فرادست بر مبنای گراف

خداکرم سلیمی فرد^۱، غلامرضا جمالی^۲، سلمان بابایی زاده^۳

چکیده: زمان بندی درس های دانشگاه یک مسئله پیچیده بهینه سازی است. عوامل زیادی مانند گروه های آموزشی، استادان، اتاق ها و دانشجویان، مسئله را بزرگ و حل آن را دشوار می کنند. هر عامل، مجموعه ای از محدودیت ها را که معمولاً با هم در تضاد هستند، بر فضای حل تحمیل می کند. اگر درس ها در اتاق های متفاوت و در بازه های زمانی معین به گونه ای زمان بندی شوند که مجموعه محدودیت ها را برآورده کنند، مسئله حل خواهد شد. در این نوشتار برای حل مسئله زمان بندی درس های دانشگاه، یک الگوریتم هیوریستیک فرادست بر مبنای گراف ارائه شده است. الگوریتم پیشنهادی یک رویه مدل سازی دو لایه است که هیوریستیک فرادست را با روش رنگ آمیزی گراف ترکیب می کند. لایه بالاتر، یک هیوریستیک مناسب را انتخاب می کند که بتواند یک حل شدنی خوب را برای مسئله رنگ آمیزی گراف در لایه پایین ارائه دهد. الگوریتم پیشنهادی در حل یک مسئله واقعی به کار رفته است. رویکرد پیشنهادی توانست همه محدودیت های نرم و سخت را برآورده کند. بر اساس یافته ها می توان نتیجه گرفت که رویکرد پیشنهادی یک روش مناسب و کارآی محاسباتی، در یافتن حل مسئله زمان بندی درس های دانشگاه است.

واژه های کلیدی: جست و جوی محلی، رنگ آمیزی گراف، زمان بندی درس های دانشگاه، هیوریستیک فرادست.

۱. استادیار تحقیق در عملیات، گروه مدیریت صنعتی، دانشگاه خلیج فارس، بوشهر، ایران
۲. استادیار تولید و عملیات، گروه مدیریت صنعتی، دانشگاه خلیج فارس، بوشهر، ایران
۳. کارشناس ارشد مدیریت صنعتی، دانشگاه خلیج فارس، بوشهر، ایران

تاریخ دریافت مقاله: ۱۳۹۲/۰۱/۱۹

تاریخ پذیرش نهایی مقاله: ۱۳۹۲/۰۴/۲۹

نویسنده مسئول مقاله: خداکرم سلیمی فرد

E-mail: salimifard@pgu.ac.ir

مقدمه

مسئله‌های زمان‌بندی و برنامه‌ریزی، سازگارسازی و هماهنگ کردن مجموعه‌ای از موجودیت‌ها، مانند رخدادهای فعالیت‌ها، افراد، ابزار و دستگاه‌ها، خودروها، مکان‌ها و مانند اینها، در یک الگوی فاصله - زمان است. هدف در این‌گونه مسئله‌ها این است که به بهترین شیوه از منابع در دسترس بهره‌برداری شود. همچنین باید محدودیت‌ها و شرایط موجود مورد توجه قرار گیرند و برآورده شوند. در مسئله زمان‌بندی درس‌های دانشگاه، بایسته است که یگان‌هایی مانند درس‌ها، استادان، کلاس‌ها، روزهای هفته و بازه‌های زمانی برنامه‌ریزی مد نظر قرار گیرند. این یگان‌ها باعث می‌شوند که مدل ریاضی مسئله بسیار بزرگ و پیچیده شود (علیرضایی، خلیلی و منصورزاده، ۱۳۸۵). در بیشتر کاربردها، مدل مسئله چنان بزرگ می‌شود که با ابزارهای موجود حل نمی‌شود. در این هنگام، مجموعه‌ای از الگوریتم‌های ابتکاری برای آن پیشنهاد شده است.

هر سازمان آموزشی در هر سال تحصیلی با مسئله‌های زمان‌بندی گوناگونی چون، زمان‌بندی کلاس‌ها، زمان‌بندی همایش‌ها و زمان‌بندی آزمون‌ها روبه‌روست. شارف (۱۹۹۹)، مسئله‌های زمان‌بندی آموزشی را به سه گروه زمان‌بندی مدرسه، زمان‌بندی درس‌های دانشگاه (درس) و زمان‌بندی آزمون‌ها دسته‌بندی کرده است. افزون بر این، در یک پژوهش دیگر (کارت و لاپرت، ۱۹۹۸)، مسئله زمان‌بندی آموزشی به پنج گونه تخصیص استاد، زمان‌بندی کلاس - استاد، زمان‌بندی درس، زمان‌بندی دانشجویان و تخصیص استاد دسته‌بندی شده است.

یک حل برای مسئله زمان‌بندی آزمون‌ها، مشخص می‌کند که هر آزمون در کدام روز و در چه زمانی برگزار شود. اگرچه میان زمان‌بندی آزمون‌های دانشگاه و آزمون‌های مدرسه تفاوت زیادی وجود ندارد؛ ولی زمان‌بندی آزمون‌ها ویژگی‌هایی دارد که آن را از زمان‌بندی درس متمایز می‌کند. برای نمونه، هر آزمون تنها مربوط به یک درس است؛ در حالی که یک درس می‌تواند دارای چند نشست هفتگی باشد. همچنین مسئله زمان‌بندی آزمون‌ها در پی کمینه‌سازی شمار آزمون‌های پی‌درپی دانشجویان است؛ در حالی که در زمان‌بندی درس، پی‌درپی بودن نشست‌های درس مطلوب است (بورک و پتروویچ، ۲۰۰۲؛ لوییس، پیچر و روسی‌دوریا، ۲۰۰۷؛ میرحسینی، ۲۰۰۶؛ ون‌دن بروک، هارکنس و ووگینگ، ۲۰۰۹).

مسئله زمان‌بندی درس، دربرگیرنده زمان‌بندی مجموعه‌ای از هم‌نشستی میان استاد و دانشجویان درس، در شمار بازه زمانی است؛ به گونه‌ای که محدودیت‌های تعریف‌شده را برآورده کند. یک حل برای مسئله زمان‌بندی درس، هنگامی شدنی است که هر استاد، دانشجو و کلاس، بیش از یک بار در یک بازه زمانی استفاده نشود. درجه سختی مسئله به شمار دانشجویان، استادان، کلاس‌ها و بازه‌های زمانی برنامه‌ریزی بستگی دارد (میرحسینی، ۲۰۰۶). زمان‌بندی

درس در دانشگاه و مدرسه تفاوت‌های زیادی با یکدیگر دارند. شمار درس‌ها و استادان در دانشگاه بسیار بیشتر از مدرسه است. از این رو، مسئله‌ی زمان‌بندی درس‌های دانشگاه بسیار پیچیده‌تر است (پونگچارون، پروکتت، ینرادی و هیکس، ۲۰۰۸؛ ون‌دن‌بروک، هارکنس و ووگینگ، ۲۰۰۹).

محدودیت‌هایی که در زمان‌بندی درس‌ها باید رعایت شوند را می‌توان به دو دسته سخت و نرم تقسیم کرد. محدودیت سخت، محدودیتی است که برای شدنی‌بودن زمان‌بندی باید برآورده شود. ناهمپوشی درس‌های یک گروه، ناهمپوشی درس‌های یک استاد، شمار و گنجایش کلاس، نمونه‌هایی از محدودیت سخت هستند (بورک و پتروویچ، ۲۰۰۲؛ پونگچارون، پرومتت، ینرادی و هیکس، ۲۰۰۸). محدودیت نرم، گونه‌ای محدودیت است که برآورده‌نشدن آن، بر شدنی‌بودن زمان‌بندی بی‌تأثیر است؛ ولی برآوردن آن به مطلوبیت زمان‌بندی رهنمون می‌شود. به دیگر سخن، کیفیت زمان‌بندی با میزان برآورده‌شدن محدودیت‌های نرم سنجیده می‌شود. محدودیت تخصیص درس، محدودیت زمان کلاس و محدودیت توالی کلاس‌ها (پونگچارون، پرومتت، ینرادی و هیکس، ۲۰۰۸)، نمونه‌هایی از محدودیت نرم هستند. با توجه به نوع سازمان آموزشی (مدرسه یا دانشگاه) و مقررات آموزشی، محدودیت‌ها و نوع آنها می‌تواند متفاوت باشند.

تهیه‌ی جدول‌های زمان‌بندی یکی از زمینه‌های مهم پژوهشی است که گروه‌های پژوهشی هوش مصنوعی و پژوهش عملیاتی بر آن تمرکز داشته‌اند (بورک، مک‌کالوم و میزلس، ۲۰۰۷؛ کو و بورک، ۲۰۰۹). روش‌های مختلفی برای حل این مسئله ارائه شده است. یکی از نخستین روش‌های حل این مسئله، مدل‌سازی ریاضی است. در این روش، مسئله‌ی زمان‌بندی به صورت یک مدل برنامه‌ریزی خطی یا یک مدل برنامه‌ریزی خطی عدد صحیح فرمول‌بندی می‌شود. در این زمینه پژوهش‌های گسترده‌ای انجام شده است. از جمله پژوهشگرانی که از برنامه‌ریزی خطی برای حل مسئله زمان‌بندی درس‌ها استفاده کرده‌اند، می‌توان به میرحسینی (۲۰۰۶) و علیرضایی، خلیلی و منصورزاده (۱۳۸۵) اشاره کرد. یکی از سودمندی‌های به‌کارگیری روش‌های دقیق (برنامه‌ریزی ریاضی)، دست‌یافتن به پاسخ بهینه‌ی قطعی است. اما به‌کارگیری این روش برای حل یک مسئله واقعی، نیازمند مدت زمان زیادی، به‌ویژه برای مدل‌سازی و حل است. از این رو، بسیاری از پژوهشگران از مزیت روش‌های دقیق چشم‌پوشی کرده‌اند و به سوی الگوریتم‌های ابتکاری روی آورده‌اند (اکرزلی، ۲۰۰۷).

آبرامسون (۱۹۹۱) و آبرامسون، دنگ و کریشناورثی (۱۹۹۹) گرم‌کاری شبیه‌سازی شده را با موفقیت برای مسائل زمان‌بندی مدرسه به‌کار بردند. هرتز (۱۹۹۱)، یکی از نخستین کسانی بود که از جست‌وجوی ممنوع برای حل مسئله‌ی زمان‌بندی آموزشی استفاده کرد. شارف و شارف

(۱۹۹۵) برای زمان بندی جلسه های یک دبیرستان از روش جست و جوی ممنوع استفاده کردند. راس، کرون و فانگ (۱۹۹۴) زمان بندی گروه های درسی دانشگاه را با استفاده از الگوریتم ژنتیک حل کردند. بورک و همکاران (بورک، الیمن و ویر، ۱۹۹۴) یک الگوریتم ژنتیک برای حل مسئله زمان بندی دانشگاه ارائه دادند. آگوستین بلاس و همکاران (بالاس، سانز، گارسیا، فیگوئرا و بلیدو، ۲۰۰۹) نیز یک الگوریتم ژنتیک برای گروه بندی دانشجویان برای استفاده از آزمایشگاه پیشنهاد داده اند. پونگچارون و دیگران (پونگچارون، پرومت، ینادی و هیکس، ۲۰۰۸) از الگوریتم ژنتیک و گرم کاری شبیه سازی شده و نیز جست و جوی، تصادفی برای زمان بندی درس دانشگاه استفاده کرده اند. بورک و دیگران (بورک، نیوال و ویر، ۱۹۹۶) از الگوریتم ممیک برای زمان بندی آموزشی استفاده کرده اند. کاراسکو و پاتو (۲۰۰۴) توانستند با به کارگیری یک روش ابتکاری بر مبنای شبکه عصبی، مسئله زمان بندی کلاس - استاد را حل کنند.

بیان مسئله

به طور کلی در یک مسئله زمان بندی آموزشی، مجموعه ای از رویدادها باید به شمار معینی از بازه های زمانی تخصیص داده شوند؛ به شرط آنکه مجموعه ای از محدودیت ها برآورده شوند. مجموعه $\{C_1, C_2, \dots, C_G\}$ بیانگر درس هایی است که در یک نیمسال گروه آموزشی $g \in \{1, 2, \dots, G\}$ ارائه می کند. برای هر درس C_g پارامتر c_g^{\min} و c_g^{\max} ، به ترتیب بیانگر حد پایین و حد بالای شمار دانشجو در آن درس است. این دو پارامتر را مدیر گروه آموزشی بر اساس ضوابط آموزشی، ترجیح مدرس و گنجایش اتاقی تعیین می کند که درس در آن ارائه خواهد شد. همچنین برای هر درس، شمار نشست های هفتگی درس نیز تعیین شده است. شمار نشست های هفتگی برای درس های یک و دو واحدی یک نشست و برای درس های سه و چهار واحدی دو نشست است. هر نشست درس های دو واحدی در یک بازه زمانی دو ساعته است. نشست های هفتگی یک درس از میان یک مجموعه T از بازه های ناهمپوش زمانی برگزیده می شود. بازه زمانی هفتگی درس c به صورت $T(c)$ تعریف می شود. از این رو، اگر $T(c_i) = T(c_j)$ ، آنگاه یک دانشجو نمی تواند دو درس c_i و c_j را در آن نیمسال بگیرد.

مجموعه $S = \{s | s = 1, \dots, n\}$ بیانگر دانشجویان هر دوره ورودی (سال ورود) گروه آموزشی است. برای هر دانشجوی s ، مقدار r_s بیانگر شمار درس های درخواستی است. هر دانشجو می تواند فهرست $P_s = \{1, \dots, 10\}$ که نشان دهنده جایگاه درس در فهرست ترجیح دانشجو است را داشته باشد. برای دانشجویانی که آن نیمسال دانش آموخته می شوند، شمار درس ها در P_s می تواند کمتر از ۱۰ باشد. جدول ۱ نمونه ای از چند فهرست ترجیحی دانشجویان

را نشان می دهد. ستون P_i شناسه درس در جایگاه i ام فهرست ترجیحی است. پارامتر C_{sp} بیانگر درس c در جایگاه p فهرست ترجیحی دانشجوی s است.

جدول ۱. نمونه ای از فهرست های ترجیحی دانشجویان

دانشجو (s)	P_1	P_2	P_3	...	P_{10}
۸۹۱۲۳۴۴۵۳	۲۳۰۱۲۴	۲۳۰۲۲۴	۲۳۰۲۱۵	...	۲۳۰۲۴۸
۸۹۱۲۳۴۴۵۴	۲۳۰۲۴۸	۲۳۰۲۵۲	۲۳۰۲۱۹	...	۲۳۰۲۱۵
۸۹۱۲۳۴۴۵۵	۲۳۰۲۴۸	۲۳۰۲۲۴	۲۳۰۲۵۲	...	۲۳۰۲۰۹
۸۹۱۲۳۴۴۵۶	۲۳۰۲۱۹	۲۳۰۲۵۱	۲۳۰۲۳۴	...	۲۳۰۲۵۲

مجموعه I بیانگر همه گروه های درسی ارائه شده در نیمسال است. هر گروه درسی $i\hat{I}$ بیانگر یک درس $C(i)\hat{I}$ است. بنابراین در هر گروه درسی $C(i)$ شمار دانشجویان باید در بازه $C_c^{min} \leq n_{C(i)} \leq C_c^{max}$ باشد. زمان های هر نشست $i\hat{I}$ به صورت مجموعه بازه های زمانی $T(i)\hat{I}$ تعریف می شود. برنامه آموزشی هفتگی می تواند در $R = \{1, 2, \dots, r\}$ اتاق ارائه شود. هر اتاق دارای گنجایش تعریف شده ای است که با مجموعه $K = \{K_1, K_2, \dots, K_r\}$ تعریف می شود. از این رو، برای هر گروه از یک درس که در اتاق $r\hat{I}$ برنامه ریزی می شود، باید محدودیت سخت $n_{C(i)} \leq K_r$ برآورده شود.

با توجه به آنچه در بالا گفته شد، می توان نتیجه گرفت که یک برنامه زمانی باید به گونه ای باشد که در آن، هر نشست از یک گروه درسی در یک بازه زمانی و یک اتاق تخصیص داده شود؛ به گونه ای که محدودیت های سخت برآورده شود. به دیگر سخن، یک برنامه پذیرفتنی باید محدودیت های زیر را برآورده کند:

۱. هر گروه درس باید بر اساس شمار واحد آن، به یک یا چند بازه زمانی تخصیص داده شود؛
۲. هیچ مدرسی نمی تواند همزمان به تدریس دو گروه درسی گمارده شود؛
۳. هیچ اتاقی نمی تواند همزمان به دو گروه درسی تخصیص داده شود؛
۴. اتاق تخصیص داده شده به هر گروه درسی، باید از نوع لازم باشد؛
۵. همه بازه های زمانی، مدرسان و اتاق های ممنوع و از پیش تخصیص داده شده، باید برآورده شوند؛
۶. ساعت های درسی یک گروه درسی، نمی تواند همپوشی داشته باشند.

پیشینه پژوهش

هیوریستیک فرادست^۱، گونه‌ای هیوریستیک است که برای گزینش هیوریستیک به کار می‌رود (بورک و همکاران، ۲۰۰۳). هیوریستیک‌های فرادست به جای جست‌وجو در فضای جواب‌های مسئله، روی فضای کاوش هیوریستیک‌ها جست‌وجو می‌کنند. این بدان معناست که هیوریستیک فرادست دارای دو سطح جست‌وجو است. در سطح بالا، از میان شماری هیوریستیک، یکی را برای حل برمی‌گزینند؛ آنگاه در سطح دوم با به کارگیری هیوریستیک انتخاب‌شده، مسئله را حل می‌کند. در واقع، هیوریستیک فرادست دارای دو فضای جست‌وجوی (الف) فضای جست‌وجوی هیوریستیک سطح بالا و (ب) فضای جست‌وجو روی جواب‌های مسئله است. برای مثال در مسئله زمان‌بندی درس، در هر مرحله از ساخت جواب به منظور انتخاب درس برای جای‌گذاری آن در بازه زمانی و اتاق، الگوریتم سطح بالا یکی از هیوریستیک‌های رنگ‌آمیزی را انتخاب می‌کند تا یک زمان‌بندی کامل و شدنی به دست آید. به همین روش، در هر تکرار یک ترتیب از هیوریستیک سطح پایین بررسی می‌شود تا ترتیبی از هیوریستیکی انتخاب شود که بهترین زمان‌بندی را ارائه می‌دهد. این بدان معناست که در سطح بالا و برای کار روی فضای جست‌وجوی هیوریستیک‌های سطح پایین، می‌توان از هر هیوریستیک (متاهوریستیک‌ها، الگوریتم‌های برمبنای جمعیت و مانند اینها) استفاده کرد.

هیوریستیک‌های جست‌وجوشده (در سطح پایین‌تر)، برای حل مسئله واقعی استفاده می‌شوند. هیوریستیک سطح بالا به جای درگیر شدن مستقیم با عناصر اصلی مسئله، در پی انتخاب از میان مجموعه‌ای از هیوریستیک‌های سطح پایین است. هدف از این چارچوب افزایش عمومیت الگوریتم‌های جست‌وجو در حل گستره وسیعی از مسائل است (کو و بورک، ۲۰۰۹). با تعریف فضای جست‌وجو روی هیوریستیک‌ها به جای جواب‌های مسئله واقعی، هیوریستیک فرادست با جزئیات خاص مسئله واقعی درگیر نخواهد شد و اطلاعات مسئله اصلی به هیوریستیک‌های سطح پایین واگذار می‌شود. بیان فضای جست‌وجو برای هیوریستیک سطح بالا معمولاً ساده است و پیچیدگی بیان جواب‌های مسئله واقعی را ندارد. نقش جست‌وجوی سطح بالا، اداره کردن مجموعه‌ای از هیوریستیک‌های سطح پایین است که می‌تواند برای گستره‌ای از مسائل به کار برده شود.

ایده هیوریستیک فرادست در سال ۱۹۶۰ ارائه شد (بورک و همکاران، ۲۰۰۳)؛ اگرچه در آن زمان این گونه نام‌گذاری نشده بود. هیوریستیک فرادست با به کارگیری شماری از الگوریتم‌ها بیان می‌شود با وجود این، تفاوت بنیادینی با بیشتر رویکردهای هیوریستیک دارد. برای مثال، در

1. Hyper-heuristic

زمان بندی پروژه با منابع محدود، جایگشت (ترتیب) کارها معمولاً با استفاده از یک استراتژی مشخص به دست می آید و سپس کارها یک به یک با استفاده از این ترتیب خاص، زمان بندی می شوند (براگر و کناست، ۲۰۰۶). در هیوریستیک فرادست، هدف جست و جوی مجموعه ای از استراتژی ها (در سطح پایین) است که کارها را برای ساخت جواب های با کیفیت بهتر در طول زمان بندی جایگزین می کنند.

بورک و همکاران (بورک، کندال و سوییگا، ۲۰۰۳) برای حل مسئله زمان بندی درس و پرستار، جست و جوی ممنوع را هیوریستیک سطح بالا روی مجموعه ای از استراتژی های حرکت شمرده و از آن استفاده کرده اند. در پژوهش (اکرزلی، ۲۰۰۷) برای تعیین اندازه کشتی در یک مسئله حمل و نقل، یک رویکرد گرم کاری شبیه سازی شده، هیوریستیک سطح بالا فرض شده و از آن استفاده شده است. در مطالعه (گاو، رتادیلوک، کوآن، ۲۰۰۵) برای مسئله زمان بندی آزمون ها، یک تابع انتخاب توزیع شده^۱ که هیوریستیک سطح بالا فرض شده بود، به کار گرفته شد.

دسته دیگری از کاربردهای هیوریستیک فرادست، هیوریستیک های ترتیبی را هیوریستیک های سطح پایین فرض کرده اند. در پژوهش بیلگین، اوزجان و کورماز، (۲۰۰۷) برای مسائل زمان بندی آزمون ها و توابع بهینه سازی، انتخاب هیوریستیک و معیار پذیرش حرکت در هیوریستیک سطح بالا بررسی شده است. در مطالعه (بورک، پتروویچ و کو، ۲۰۰۶) برای مرتب کردن رویدادها، هیوریستیک های رنگ آمیزی گراف بر پایه استدلال مبتنی بر محدودیت^۲ به کار گرفته شد. راس و همکاران (راس، مارین - بلازکوئز و هارت، ۲۰۰۴) هیوریستیک های انتخاب رویداد و بازه زمانی را با الگوریتم ژنتیک انجام دادند و مسئله زمان بندی درس و آزمون را با این رویکرد حل کردند. تراشیمامارین و همکاران (مارین، راس و رندون، ۱۹۹۹) زمان بندی آزمون های استراتژی های برآورده سازی محدودیت را با الگوریتم های تکاملی انتخاب، انجام دادند.

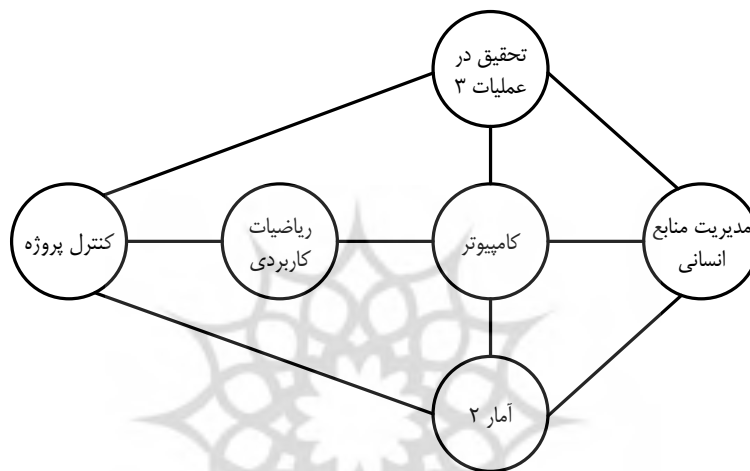
روش پژوهش

در این پژوهش برای حل مسئله زمان بندی درس های دانشگاه با به کارگیری رنگ آمیزی گراف، متغیر تصمیم به شیوه زیر تعریف شده است:

$$x_{ijkl} = \begin{cases} 1 \\ 0 \end{cases} \quad \begin{array}{l} \text{درس } i \text{ با استاد } j \text{ در روز } k \text{ و در بازه زمانی } l \text{ برگزار شود.} \\ \text{وگرنه} \end{array} \quad \text{رابطه (۱)}$$

1. Distributed selection function
2. Constraint-based reasoning

با به کارگیری تعریف بالا و بر اساس نظریه گراف، مسئله به شیوه زیر تعریف می شود. گراف $G = (V, E)$ در بر گیرنده $V = \{v_1, v_2, \dots, v_n\}$ گره و $E = \{e_1, e_2, \dots, e_m\}$ یال است. هر یال گراف دارای دو گره v_i و v_j است. هر گره $v_i \in V$ بیانگر یک متغیر x_{ijk} است. یال $e_j \in E$ که دو گره v_i و v_l را به هم پیوند می دهد، نشان دهنده تضاد میان متغیرهای تصمیم متناظر است.



شکل ۱. گراف زمان بندی درس ها

در شکل یال میان گره های کامپیوتر و آمار ۲ بدین معناست که این دو درس با هم در تضاد هستند و نمی توانند در یک بازه زمانی همسان زمان بندی شوند. از آنجا که میان کامپیوتر و کنترل پروژه، یال نیست، این دو درس را می توان در بازه زمانی همسان زمان بندی کرد. با به کارگیری متغیر تعریف شده بالا، مدل ریاضی مسئله نیازمند تعریف محدودیت هایی است که بتواند بیانگر شرایط حاکم بر مسئله باشد. در این پژوهش محدودیت های مسئله به دو دسته محدودیت های سخت (که برآورده نشدن هر یک از آنها بیانگر ناشدنی (ناموجه) بودن حل است) و محدودیت های نرم (که در یک حل شدنی می توانند برآورده نشوند، ولی برآورده شدن آنها بیانگر بهتر بودن حل است)، گروه بندی می شوند. در ادامه محدودیت های سخت مسئله و چگونگی مدل سازی آنها آورده می شود:

۱. نبود همپوشی در درس های دانشجو: درس های ارائه شده برای دانشجویان هر ورودی (سال ورود) هر گروه آموزشی، نباید دارای همپوشی زمانی باشند. این محدودیت برای هر درس i و برای هر بازه l در هر روز k به شیوه رابطه ۲ مدل سازی می شود.

$$\sum_i \mathring{a}_{ijkl} \leq 1 \quad "k, l \quad \text{رابطه ۲}$$

۲. برگزاری درس در بازه پیشنهادی استاد: برنامه درسی هر استاد به گونه ای زمان بندی شود که تدریس یک درس برای هر استاد در یکی از بازه های زمانی وی باشد. با معرفی متغیر s_i که بیانگر شمار نشست های هفتگی هر درس i است، رابطه ۳ شیوه مدل سازی این محدودیت را نشان می دهد.

$$\sum_{k,l} \mathring{a}_{ijkl} = s_i \quad "i \quad \text{رابطه ۳}$$

۳. نبود همپوشی در برنامه استاد: برنامه درسی باید به گونه ای زمان بندی شود که برای هیچ استاد i ، برنامه درسی وی در بازه های زمانی l هر روز k دارای همپوشی نباشد. این محدودیت به شیوه رابطه ۴ مدل سازی می شود.

$$\sum_i \mathring{a}_{ijkl} \leq 1 \quad "j, k, l \quad \text{رابطه ۴}$$

۴. شمار اتاق ها: در هر بازه زمانی نباید بیش از یک کلاس درس به هر اتاق تخصیص داده شود. با معرفی متغیر N که بیانگر شمار اتاق های در دسترس در هر بازه زمانی است، رابطه ۵ شیوه مدل سازی این محدودیت را برای هر بازه l در هر روز k نشان می دهد.

$$\sum_i \mathring{a}_{ijkl} \leq N \quad "k, l \quad \text{رابطه ۵}$$

۵. گنجایش اتاق: شمار دانشجو در هر درس نباید بیش از گنجایش اتاقی باشد که درس به آن تخصیص داده شده است. در این پژوهش، اتاق های در دسترس به دو گروه اتاق های با گنجایش ۳۰ نفر (N_t) و اتاق های با گنجایش کمتر از ۳۰ نفر دسته بندی شده اند. رابطه ۶ مدل ریاضی این محدودیت را نشان می دهد.

$$\sum_i \mathring{a}_{ijkl} \leq N_t \quad "k, l \quad \text{رابطه ۶}$$

۶. یک نشست برای هر درس در یک روز: هر درس i می‌تواند با توجه به ارزش آن (واحد درس) در یک یا دو نشست هفتگی برگزار شود. درس‌های یک و دو واحدی دارای یک نشست هفتگی و درس‌های سه و چهار واحدی دارای دو نشست هفتگی هستند. این محدودیت بیانگر حداکثر یک نشست در همهٔ بازه‌های هر روز k برای درس i است. رابطهٔ ۷ مدل ریاضی این محدودیت را نشان می‌دهد.

$$\sum_{l=1}^5 x_{ijkl} \leq 1 \quad \forall i, k \quad \text{رابطهٔ ۷}$$

افزون بر محدودیت‌های سخت مدل شده در رابطه‌های ۲ تا ۷، در این پژوهش محدودیت‌های نرم زیر نیز به شرح زیر در نظر گرفته شده است:

- دست کم دو و حداکثر سه کلاس برای دانشجو: برای دانشجو خواستنی این است که شمار کلاس‌ها در یک روز نه خیلی کم و نه آنچنان زیاد باشد که خسته‌کننده شود. از این رو در این پژوهش شمار خواستنی درس‌ها برای هر دانشجو در یک روز دست کم دو و حداکثر سه کلاس تعریف شده است.
 - پیبایی بودن کلاس‌های دانشجو: هر دانشجو می‌خواهد که تا حد ممکن کلاس‌های درس در هر روز در بازه‌های زمانی پی‌درپی ارائه شود.
- دو محدودیت نرم یادشدهٔ بالا با رابطهٔ ۸ مدل شده است. در این مدل، ضرایب y_i به گونه‌ای انتخاب شده است که محدودیت‌ها به بهترین شیوهٔ ممکن برآورده شوند.

$$\sum_{l=1}^5 x_{ijkl} = y_1 + 2y_2 + 3y_3 + 4y_4 + 5y_5 \quad \forall k,$$

$$\sum_{i=1}^5 y_i \leq 1, \quad \sum_{l=1,2} x_{ijkl} = y_6 + 2y_7, \quad \sum_{i=1}^5 y_6 + y_7 \leq 1$$

$$\sum_{i,l=2,3} x_{ijkl} = y_8 + 2y_9, \quad \sum_{i,l=2,3} y_8 + y_9 \leq 1, \quad \text{رابطهٔ ۸}$$

$$\sum_{i,l=3,4} x_{ijkl} = y_{10} + 2y_{11}, \quad \sum_{i,l=3,4} y_{10} + y_{11} \leq 1$$

$$\sum_{i,l=4,5} x_{ijkl} = y_{12} + 2y_{13}, \quad \sum_{i,l=4,5} y_{12} + y_{13} \leq 1 \quad y_i \in \{0,1\}$$

- نبود دو نشست درس در یک روز: اگر یک درس دارای دو نشست هفتگی باشد، دست کم یک روز میان نشست‌های هفتگی آن درس فاصله باشد. رابطهٔ ۹ چگونگی مدل‌سازی این محدودیت نرم را نشان می‌دهد.

$$\begin{aligned} \sum_{k,k+1} \sum_l \dot{a}_{ijkl} x_{ijkl} &= y_{14} + 2y_{15} \\ \sum_l \dot{a}_{ijkl} y_{14} + y_{15} &\leq 1 \quad y_i \in \{0, 1\} \end{aligned} \quad \text{رابطه ۹}$$

۴. نبود کلاس در آخرین بازه روز: دانشجو ترجیح می دهد که در آخرین بازه زمانی روز (دامنه زمانی ۱۸:۰۰ تا ۲۰:۰۰) کلاس نداشته باشد. شیوه مدل سازی این محدودیت نرم در رابطه ۱۰ نشان داده شده است.

$$\sum_{i,k,l=5} \dot{a}_{ijkl} x_{ijkl} = M \quad \text{رابطه ۱۰}$$

در رابطه ۱۰، M جریمه ای است که از تخصیص کلاس در بازه زمانی پنجم ($l = 5$) پیشگیری می کند.

۵. پیوستگی برنامه روزانه استاد: کلاس های درس تخصیص داده شده برای یک استاد در یک روز تا جایی که ممکن است در بازه های زمانی پیاپی باشد. رابطه ۱۱ شیوه مدل سازی این گونه محدودیت نرم را نشان می دهد.

" j, k :

$$\begin{aligned} \sum_{i,l=1,2} \dot{a}_{ijkl} x_{ijkl} &= y_{16} + 2y_{17} \quad , \quad \sum_l \dot{a}_{ijkl} y_{16} + y_{17} \leq 1 \\ \sum_{i,l=2,3} \dot{a}_{ijkl} x_{ijkl} &= y_{18} + 2y_{19} \quad , \quad \sum_l \dot{a}_{ijkl} y_{18} + y_{19} \leq 1 \\ \sum_{i,l=3,4} \dot{a}_{ijkl} x_{ijkl} &= y_{20} + 2y_{21} \quad , \quad \sum_l \dot{a}_{ijkl} y_{20} + y_{21} \leq 1 \\ \sum_{i,l=4,5} \dot{a}_{ijkl} x_{ijkl} &= y_{22} + 2y_{23} \quad , \quad \sum_l \dot{a}_{ijkl} y_{22} + y_{23} \leq 1 \quad y_i \in \{0, 1\} \end{aligned} \quad \text{رابطه ۱۱}$$

در این پژوهش تابع هدف از گونه بیشینه سازی بوده و دربرگیرنده محدودیت های نرم است. این بدان معناست که تابع هدف، بیانگر میزان برآورده شدن محدودیت های نرم یا به دیگر سخن، بیانگر کیفیت حل است. با برآورده نشدن هر محدودیت نرم، تابع هدف به میزان از پیش تعریف شده ای جایزه یا جریمه می گیرد. تابع هدف اجزایی دارد که هر یک بر اساس یک محدودیت نرم تعریف می شود.

- اگر برای دانشجویان ورودی یک دوره از یک گروه آموزشی، تنها یک نشست در یک روز، یا بیش از سه نشست در روز تخصیص داده شود، جریمه ای به میزان ۲ برای هر نشست در نظر گرفته شود.

- اگر برای دانشجویان ورودی یک دوره از یک گروه آموزشی، دو یا سه نشست در روز برنامه‌ریزی شود، ۲ واحد جایزه در نظر گرفته شود.
- بر اساس محدودیت نرم شماره ۲، اگر در یک روز دو یا چند نشست غیر پیاپی برای دانشجویان برنامه‌ریزی شود، ۲ واحد جریمه لحاظ شود.
- اگر دو نشست هفتگی یک درس در دو روز پیاپی برنامه‌ریزی شود، تابع هدف یک واحد جریمه می‌شود.
- اگر یک نشست از یک درس در آخرین بازه روز زمان‌بندی شود، تابع هدف یک واحد جریمه می‌شود.
- اگر برای یک استاد در یک روز تنها یک کلاس زمان‌بندی شود، تابع هدف ۲ واحد جریمه می‌شود. اگر یک استاد در یک روز تا چهار کلاس در بازه‌های زمانی پیاپی داشته باشد، تابع هدف ۲ واحد جایزه می‌گیرد و در غیر این صورت، ۲ واحد جریمه می‌شود.
- بر اساس آنچه گفته شد، تابع هدف مسئله بر اساس رابطه ۱۲ مدل‌سازی می‌شود. اگر یک حل بتواند این تابع هدف را بیشینه کند، حل یادشده محدودیت‌های نرم را به بهترین شیوه برآورده کرده است.

$$\begin{aligned} \text{Max} Z = & -2y_1 - y_2 - 2y_3 - 6y_4 - 10y_5 + 2y_7 + 2y_9 \\ & + 2y_{11} + 2y_{13} - 2y_{15} - M + 2y_{17} + 2y_{19} + 2y_{21} + 2y_{23} \end{aligned} \quad (\text{رابطه ۱۲})$$

برای حل مسئله زمان‌بندی درس‌های دانشگاه، مدل ریاضی بالا به یک مسئله رنگ آمیزی گراف نگاشت می‌شود.

هیوریستیک‌های رنگ آمیزی گراف

یک گراف $G = (V, E)$ مجموعه‌ای از گره‌ها $(V = \{v_1, v_2, \dots, v_n\})$ و یال‌های بدون جهت $(E = \{e_1, e_2, \dots, e_m\})$ است که گره‌ها را به هم پیوند می‌دهد. دو گره v_i و v_j را همجوار گویند، اگر که یک یال این دور گره را به هم پیوند دهد.

رنگ‌آمیزی گراف یک

هیوریستیک‌های رنگ‌آمیزی گراف، هیوریستیک‌های سازنده‌ای هستند که رویدادها (مانند درس یا آزمون در مسئله زمان‌بندی) را براساس معیار سختی مرتب می‌کنند. سپس رویدادهای مرتب‌شده یک‌به‌یک با شروع از دشوارترین رویداد، تخصیص داده می‌شوند. فرض اساسی این

است که رویدادهای سخت تر باید زودتر زمان بندی شوند تا در مرحله های بعدی، مسئله پیچیده تر نشود. فهرستی از هیوریستیک های رنگ آمیزی گراف که به شیوه ای گسترده در زمان بندی استفاده شده اند، در جدول ۲ ارائه شده است.

جدول ۲. استراتژی های ارزیابی سختی بر مبنای هیوریستیک های گراف برای مسائل زمان بندی

نام هیوریستیک	استراتژی
بزرگترین درجه	بر اساس تعداد تعارضی که یک رویداد با بقیه رویدادها دارد.
درجه رنگ	بر اساس تعداد تعارضی که با رویدادهای زمان بندی شده دارد.
درجه اشباع	بر اساس تعداد بازه های زمانی مجاز که برای رویداد در دسترس است.
بیشترین ثبت نام شده	رویدادها بر اساس تعداد متقاضی برای هر رویداد مرتب می شود.
بزرگترین درجه وزنی	همانند بالایی اما وزن گذاری تعارض ها با شمار دانشجویان مشترک.

برای مثال اگر از هیوریستیک درجه اشباع برای زمان بندی استفاده شود، رویدادها بر اساس تعداد بازه زمانی معتبر که می توانند در آن قرار بگیرند، مرتب می شوند (رویدادی که کمترین بازه زمانی را دارد زودتر زمان بندی می شود).

در پژوهش های پیشین (بورک، کینگستون و دورا، ۲۰۰۴) نشان داده شده است که هیوریستیک های رنگ آمیزی گراف را می توان به خوبی برای روش های ساخت جواب اولیه متاهیوریستیک ها به کار برد یا از ترکیب هوشمند آنها برای ساخت زمان بندی های پیچیده و مسائل بهینه سازی استفاده کرد آسومنی، بورک و گاریبالدی، ۲۰۰۵؛ بورک، درور، پتروویچ و کو، ۲۰۰۵؛ بورک، پتروویچ و کو، ۲۰۰۶). این موضوع به پژوهشگران انگیزه می دهد تا در استفاده از هیوریستیک فرادست برای ساخت جدول زمان بندی، از هیوریستیک های رنگ آمیزی گراف برای هیوریستیک های سطح پایین بهره گیری کنند. در این مقاله، به دلیل ماهیت مسئله و همچنین برای دستیابی به اجرای بهتر، از سه هیوریستیک نخست در جدول ۲ برای انتخاب رویداد و زمان بندی آن استفاده شده است.

رویکرد هیوریستیک فرادست بر مبنای گراف

در هیوریستیک فرادست بر مبنای گراف که بورک و همکاران (بورک، مک کالوم، میزلس، ۲۰۰۷) ارائه کرده اند، توالی هیوریستیک های رنگ آمیزی گراف با هیوریستیک جست و جوی ممنوع بررسی می شود و در ساخت زمان بندی به کار می رود. در بیشتر کارهای انجام شده روی هیوریستیک های کلاسیک (مانند هیوریستیک های رنگ آمیزی گراف) با تخصیص رویدادهای

منظم و با ترتیب خاص، جواب به دست می‌آید. اما این رویکردها در بیشتر موارد به جواب ناشدنی دست می‌یابند (کو و بورک، ۲۰۰۹). رویکرد هیوریستیک فرادست بر مبنای گراف، روی ترتیب‌های متفاوت هیوریستیک‌های رنگ‌آمیزی گراف جست‌وجو می‌کند تا هنگام ساخت جواب، رویدادها را با استفاده از استراتژی‌های متفاوتی تخصیص دهد. نقش هیوریستیک سطح بالا، یافتن بهترین ترتیب هیوریستیک‌ها برای ساخت جواب زمان‌بندی است. کیفیت هر ترتیب هیوریستیک با کیفیت زمان‌بندی متناظر با آن سنجیده می‌شود. بنابراین هیوریستیک سطح بالا در پی یافتن دنباله‌ای از هیوریستیک‌ها است که یک جدول زمان‌بندی با بهترین میزان تابع هدف را تولید کند.

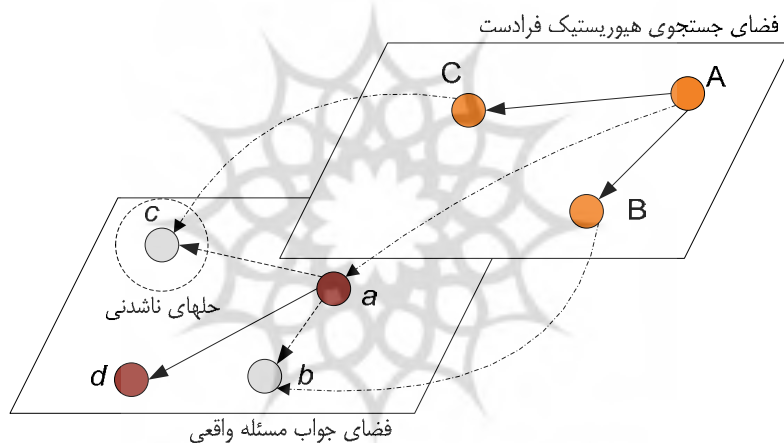
رویکرد هیوریستیک فرادست بر مبنای گراف، دو فضای جست‌وجوی هیوریستیک سطح بالا و فضای جست‌وجوی جواب‌های واقعی را مشخص می‌کند. هر توالی هیوریستیک (که متناظر با یک نقطه در فضای جست‌وجوی هیوریستیک سطح بالا است) در فضای جست‌وجو، یک جواب کامل را می‌سازد که متناظر با نقطه‌ای در فضای جواب مسئله واقعی است. کیفیت جواب در فضای جواب واقعی، به منزله تابع هدف برای هیوریستیک سطح بالا استفاده می‌شود. جواب‌هایی که فهرست‌های همانند (فهرست‌های همسایه) ساخته‌اند، در فضای جست‌وجو ممکن است از نظر جواب مسئله واقعی با هم بسیار متفاوت باشند. این بدان معناست که هیوریستیک فرادست بر مبنای گراف (GbHH)، می‌تواند جواب‌های موجود در نقاط مختلف فضای جواب را با حرکت‌های همسایگی در هیوریستیک سطح بالا پوشش دهد و بررسی کند. در روش‌های زمان‌بندی بر اساس جست‌وجوی محلی، حرکت به سوی همسایه بعدی با تغییر بازه زمانی تعدادی از رویدادها در جواب واقعی انجام می‌شود. در هیوریستیک سطح بالا در GbHH با حرکت به سوی همسایگی یک توالی از هیوریستیک‌ها، جواب‌های ساخته‌شده این توانمندی را دارند که بسیار متفاوت از یکدیگر باشند. این متفاوت بودن جواب‌ها، تضمین‌کننده پوشش بخش‌های مختلف از فضای جواب مسئله است. جست‌وجو به کمک هیوریستیک سطح بالا را می‌توان یک جهش در فضای جواب در نظر گرفت. با شمار محدودی حرکت با جست‌وجوی هیوریستیک سطح بالا، جواب‌های به دست آمده در فضای جواب پخش می‌شوند.

هیوریستیک سطح بالا

در به‌کارگیری روش GbHH دو هدف دنبال می‌شود. نخست، هیوریستیک سطح بالا در چارچوب GbHH با اطلاعات مربوط به مسئله اصلی کار نخواهد کرد، بلکه روی مقادیر تابع هدف جست‌وجو می‌کند که از هیوریستیک‌های سطح پایین به دست می‌آید. همه اطلاعات مورد نیاز درباره مسئله، به کمک هیوریستیک‌های سطح پایین بررسی می‌شود. این امر باعث ایجاد

کلید در GbHH می‌شود و آن را برای استفاده در مسئله‌های دیگر آسان می‌کند. دوم، استفاده از هیوریستیک‌های ساده در سطح پایین، نیاز به بیان مسئله به شکلی خاص را از میان برمی‌دارد. این موضوع نیز به جامعیت روش GbHH کمک می‌کند.

در شکل ۲، در لایه بالا سه هیوریستیک A، B و C جای دارند که هر کدام در فضای جواب مسئله به یک حل a، b یا c نگاشت یافته است. در لایه پایین، حل‌های a و b که با هیوریستیک‌های A و B در لایه بالا مطابقت دارند، در همسایگی هم در فضای جست‌وجوی حل‌ها هستند. هیوریستیک فرادست با تغییر در هیوریستیک‌های حل در لایه بالا، می‌تواند در فضای حل مسئله واقعی از یک حل به حل دیگر پرش کند. با به‌کارگیری این ترفند، افزون‌بر افزایش سرعت جست‌وجو، منطقه بیشتری از فضای حل مسئله نیز جست‌وجو می‌شود.



شکل ۲. رابطه میان فضای جست‌وجوی هیوریستیک فرادست و فضای حل مسئله

در این مقاله یک روش ساده‌تندترین شیب به‌کار برده می‌شود که در آن، بهترین توالی هیوریستیک در میان همسایه‌ها اگر بهتر یا همانند جواب فعلی باشد، انتخاب می‌شود. جست‌وجو هنگامی متوقف می‌شود که هیچ همسایه بهتر یا همانند وجود نداشته باشد، یا اینکه شمار تکرار و ارزیابی به تعداد از قبل تعیین شده رسیده باشد.

همچنین ساختارهای همسایگی ساده‌ای با تغییر تصادفی ۲، ۳، ۴ یا ۵ هیوریستیک در فهرست با هیوریستیک‌های رنگ‌آمیزی دیگر تعریف می‌شود. این ساختارهای ساده همسایگی، کلی و برای اجرا آسان هستند.

یافته‌های پژوهش

در این مقاله برای جست‌وجوی محلی در GbHH از ترکیب‌سازی (اجرای) جست‌وجوی محلی استفاده می‌شود که یک جست‌وجوی ساده آزمندانه است. در هر مرحله از هیوریستیک سطح بالا، یک جواب کامل به کمک فهرست هیوریستیک ایجاد خواهد شد. سپس برای بهبود کیفیت جواب به سمت بهینگی محلی، یک جست‌وجوی آزمندانه روی جواب کامل، درون فضای جواب اجرا خواهد شد؛ بدین صورت که یکی از رویدادهایی که تولید امتیاز منفی می‌کند انتخاب‌شده، سپس در بازه‌های زمانی ممکن جای‌گذاری و تابع هدف بررسی می‌شود تا در بهترین بازه‌ای قرار گیرد که تابع هدف را بهبود می‌دهد. این شیوه منجر به بهبود محلی روی جواب کامل می‌شود.

بدین ترتیب، نه تنها توالی‌های مختلف در فضای جست‌وجوی هیوریستیک‌ها، برای رسیدن به بهترین جواب‌های ممکن در فضای جواب جست‌وجو می‌شوند، بلکه جواب‌های به‌دست‌آمده نیز به کمک جست‌وجوی محلی در فضای جواب، بهبود می‌یابند. جست‌وجوی دوم همانند بیشتر الگوریتم‌های جست‌وجوی محلی ارائه‌شده در پژوهش‌های پیشین است که روی فضای جست‌وجوی جواب کار می‌کنند.

رویکرد پیشنهادی GbHH روی داده‌های یک مسئله واقعی برای زمان‌بندی کلاس‌های دانشگاه خلیج فارس اجرا شده است. اطلاعاتی از مسئله که برای تنظیم یک جدول زمان‌بندی لازم است، در زیر گردآوری شده‌اند:

- دانشگاه فهرستی از درس‌های تفکیک‌شده در هشت نیمسال تحصیلی را به دانشجو پیشنهاد می‌دهد. دانشجو باید بر اساس برنامه پیشنهادی، انتخاب واحد را انجام دهد. برای اینکه دانشجو بتواند بر اساس این پیشنهاد عمل کند، درس‌های یک نیمسال نباید همپوشی داشته باشند. بدین منظور، نخست رشته‌ها و سپس گروه‌های درسی هر رشته (نیمسال یک، نیمسال دو، ...) معرفی می‌شوند. زمان برگزاری درس‌های یک گروه نباید همپوشی داشته باشند. این در واقع یک محدودیت سخت است؛
- با فرض اینکه درس‌ها به استادان تخصیص داده شده‌اند و هیچ درسی بدون استاد نیست، دو محدودیت سخت وجود دارد. نخست، هر درس در زمان پیشنهادی استاد برگزار شود. دوم، زمان برگزاری درس‌های یک استاد باید همپوشی نداشته باشند؛
- هر درس ارائه‌شده می‌تواند یک، دو یا سه جلسه‌ای باشد؛ بدین معنا که در هفته به تعداد مشخصی برگزار می‌شود. در یک روز حداکثر یک جلسه از یک درس می‌تواند برگزار شود. این نیز یک محدودیت سخت است؛

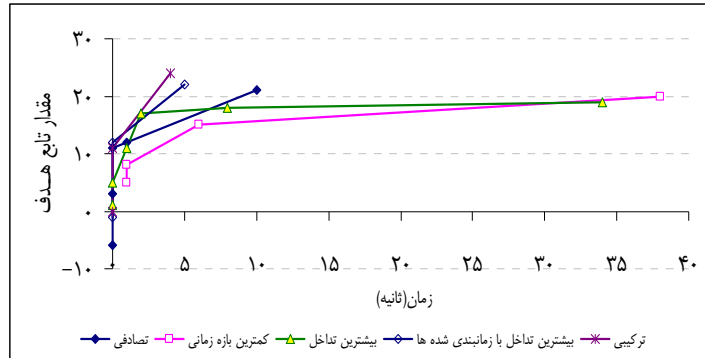
• تعداد اتاق‌ها و گنجایش هر اتاق، داده‌های مورد نیاز از اتاق‌هایی است که مکان برگزاری کلاس خواهند بود. در یک بازه زمانی نباید بیش از یک کلاس به هر اتاق تخصیص داده شود و ظرفیت اتاق باید بزرگتر یا مساوی شمار دانشجویان درس تخصیص داده شده به آن اتاق باشد. این نیز یک محدودیت سخت است.

همان‌گونه که پیش از این گفته شد، باید در هر حل این محدودیت‌های سخت برقرار باشند. یک حل هنگامی یک جواب شدنی و قابل قبول است که محدودیت‌های سخت را برآورده کند. افزون‌بر محدودیت‌های سخت، دسته دیگری از محدودیت‌ها در نظر گرفته شده‌اند که باید تلاش شود تا حد امکان برآورده شوند. میزان برآورده‌سازی آنها بیان‌کننده ارزش تابع هدف سطح بالا (کیفیت جواب) است. محدودیت‌های نرم عبارتند از:

- میان جلسه‌های هفتگی یک درس، دست‌کم یک روز فاصله باشد؛
 - هیچ جلسه‌ای در آخرین بازه زمانی یک روز تشکیل نشود؛
 - در یک روز، دست‌کم دو و حداکثر سه کلاس برای یک گروه تشکیل شود؛
 - جلسه‌های برگزارشده برای یک گروه در یک روز، پیاپی و بدون فاصله باشد.
- برای هر کدام از این محدودیت‌های نرم یک وزن در نظر گرفته شده است که نشان‌دهنده اهمیت محدودیت مربوطه است. برای حل این مسئله واقعی، بسته نرم‌افزاری GbHHCT با زبان برنامه‌نویسی سی شارپ (C#) و به کمک یک پایگاه داده پیاده‌سازی شده در MS Access تولید شد. رشته‌ها، استادان و زمان پیشنهادی آنان، اطلاعات مربوط به گروه‌های درسی هر رشته، درس‌های ارائه شده و اطلاعات مربوط به آنها و نیز، اتاق‌های موجود و گنجایش آنها، داده‌های ورودی بسته نرم‌افزاری است.

پس از ورود داده‌ها، در بخش روش‌های انتخاب می‌توان هر یک از هیوریستیک‌ها یا هیوریستیک فرادست را انتخاب کرد. با استفاده از تنظیم پارامترهای اجرا، برنامه برای مدت‌زمان یا شمار تکرار از پیش تعریف شده، اجرا می‌شود. نتایج به دست آمده از نظر تعداد تکرارهایی که به جواب رسیده، مقدار تابع هدف و مدت‌زمان رسیدن به بهترین جواب با هم مقایسه می‌شود.

شکل ۳ اجرای پنج روش مختلف در مدت‌زمان یک دقیقه را با هم مقایسه می‌کند. همان‌گونه که دیده می‌شود، در مقایسه با دیگر هیوریستیک‌ها، هیوریستیک فرادست در مدت‌زمان کمتر جواب بهتری را تولید کرده است. پس از اجرای برنامه، می‌توان برون داد تولیدشده را در چارچوب برنامه هفتگی و به تفکیک هر گروه مشاهده کرد.



شکل ۳. نمودار مقایسه نتایج اجرای روش‌های ابتکاری در بازه یک دقیقه

برنامه GbHHCT، پس از پردازش، برای هر یک از گروه‌های آموزشی و به‌زای ورودی‌های هر سال آموزشی، برنامه هفتگی را تولید می‌کند. نمونه‌ای از برون‌داد برنامه در شکل ۴ نشان داده شده است.

روز / ساعت	۸ الی ۹	۱۰ الی ۱۱	۱ الی ۲	۳ الی ۴	۵ الی ۶
شنبه	ریاضیات کاربرد کلاس: ۲	اقتصاد خرد کلاس: ۳	حسابداری صنعتی ۱ کلاس: ۲	---	---
یکشنبه	روش تحقیق کلاس: ۱	آمار ۲ کلاس: ۲	---	---	---
دو شنبه	حسابداری صنعتی ۱ کلاس: ۲	روش تحقیق کلاس: ۲	اندیشه اسلامی کلاس: ۱	ریاضیات کاربرد کلاس: ۲	---
سه شنبه	اقتصاد خرد کلاس: ۲	آمار ۲ کلاس: ۲	زبان ۱ کلاس: ۲	---	---
چهارشنبه	---	---	---	---	---
پنجشنبه	---	---	---	---	---

شکل ۴. یکی از برون‌دادهای برنامه

نتیجه‌گیری و پیشنهادها

حل یک مسئله زمان‌بندی کلاس‌های دانشگاه، بسیار سخت و زمان‌بر و از گونه مسئله‌های NP-hard است. در این نوشتار، برای زمان‌بندی کلاس‌های دانشگاه، رویکرد هیوریستیک فرادست بر مبنای رنگ‌آمیزی گراف پیشنهاد شد. سودمندی این رویکرد این است که مدل‌ساز را از بیان مسئله به شکل خاص بی‌نیاز می‌کند. همچنین این رویکرد، مسئله را در مدت زمان بسیار

کوتاه حل می‌کند و از هیچ‌یک از محدودیت‌های سخت چشم‌پوشی نمی‌کند. حل یک مسئله واقعی نشان داد که جواب به‌دست‌آمده در مقایسه با زمان‌بندی انجام‌شده به‌صورت دستی بسیار بهتر است.

از آنجاکه مسئله زمان‌بندی در دانشگاه با توجه به نیازهای خاص مسئله می‌تواند بسیار متفاوت باشد، از این رو پژوهشگران می‌توانند با افزودن محدودیت‌های دیگر، سازگاری رویکرد پیشنهادی در این مقاله را با شرایط مسئله واقعی بیشتر کنند. این محدودیت‌ها می‌تواند در نظر گرفتن زمان پیشنهادی استادان، در نظر گرفتن محدودیت لزوم اتاق خاص برای برخی درس‌ها، یا پیایی بودن برنامه کلاس‌های هر استاد باشد. این‌گونه محدودیت‌ها را می‌توان محدودیت‌های نرم تعریف کرد و سپس به مدل مسئله افزود.

منابع

- علیرضایی، م.؛ خلیلی، م. و منصورزاده، م. (۱۳۸۵). برنامه‌ریزی درسی در دانشگاه به کمک مدل‌سازی دو مرحله‌ای برنامه‌ریزی ریاضی. *دو ماهنامه دانشور رفتار*، ۱۳(۱۷): ۹۶-۸۷.
- Abramson, D. (1991). Constructing School Timetables using Simulated Annealing: Sequential and Parallel Algorithms. *Management Science*, 37(1): 98-113.
- Abramson, D., Dang, H. & Krisnamoorthy, M. (1999). Simulated Annealing Cooling Schedules for the School Timetabling Problem. *Asia-Pacific Journal of Operational Research*, 16: 1-22.
- Agustín-Blas, L., Salcedo-Sanz, S., Ortiz-García, E., Portilla-Figueras, A. & Pérez-Bellido, Á. (2009). A Hybrid Grouping Genetic Algorithm for Assigning Students to Preferred Laboratory Groups. *Expert Systems with Applications*, 36(3): 7234-7241.
- Asmuni, H., Burke, E. & Garibaldi, J. (2005). Fuzzy Multiple Ordering Criteria for Examination Timetabling. In E. Burke & M. Trick, *Lecture Notes in Computer Science*, 3616: 334-353.
- Bilgin, B., Özcan, E. & Korkmaz, E. (2007). An Experimental Study on Hyper-Heuristics and Exam Scheduling. In E. Burke & H. Rudova, *Lecture Notes in Computer Science*, 3867: 394-412.
- Brucker, P. & Knust, S. (2006). *Complex Scheduling*. Springer. Berlin

- Burke, E. & Petrovic, S. (2002). Recent Research Directions in Automated Timetabling. *European Journal of Operational Research*, 140(2): 266-280.
- Burke, E., Dror, M., Petrovic, S. & Qu, R. (2005). Hybrid Graph Heuristics within a Hyper-heuristic Approach to Exam Timetabling Problems. In B. Golden, S. Raghavan & E. Wasil, *The Next Wave in Computing, Optimization and Decision Techniques*, 29: 79-91.
- Burke, E., Elliman, D. & Weare, R. (1994). A Genetic Algorithm Based University Timetabling System. *Proceedings of the 2nd East-West International Conference on Computer Technologies in Education*, Crimea, Ukraine. 1: 19-23.
- Burke, E., Hart, E., Kendall, G., Newall, J., Ross, P. & Schulenburg, S. (2003). Hyperheuristics: an Emerging Direction in Modern Search Technology. In F. Glover & G. Kochenberger, *Handbook of Meta-Heuristics*, 457-474.
- Burke, E., Kendall, G. & Soubeiga, E. (2003). A Tabu Search Hyperheuristic for Timetabling and Rostering. *Journal of Heuristics*, 9(6): 451-470.
- Burke, E., Kingston, J. & de Werra, D. (2004). Applications to Timetabling. In J. Gross & J. Yellen, *Handbook of Graph Theory*. Chapman Hall/CRC Press.
- Burke, E., McCollum, B. & Meisels, A. (2007). A graph-based hyper-heuristic for educational timetabling problems. *European Journal of Operational Research*, 176(1): 177-192.
- Burke, E., Newall, J. & Weare, R. (1996). A Memetic Algorithm for University Exam Timetabling. In E. Burke & P. Ross (Ed.), *Practice and theory of automated timetabling: Selected papers from the first international conference, 1153*, Edinburgh, UK, August 29 - September 1.
- Burke, E., Petrovic, S. & Qu, R. (2006). Case Based Heuristic Selection for Examination Timetabling. *Journal of Scheduling*, 9(2): 99-113.
- Carrasco, M. & Pato, M. (2004). A Comparison of Discrete and Continuous Neural Network Approaches to Solve the Class/teacher Timetabling Problem. *European Journal of Operational Research*, 153 (1): 65-79.
- Carter, M. & Laporte, G. (1998). Recent developments in practical course timetabling. In E. Burke & M. Carter (Eds.), *Practice and Theory of Automated Timetabling II, Lecture Notes in Computer Science*, 1408: 3-19.

- Eckersley, A. (2007). *Novel Knowledge based and Heuristic Approaches to University Timetabling*. School of Computer Science and Information Technology, University of Nottingham.
- Gaw, A., Rattadilok, P. & Kwan, R. (2005). Distributed Choice Function Hyperheuristics for Timetabling and Scheduling. In E. Burke & M. Trick (Eds.), *Lecture Notes in Computer Science*, 3616: 51-67.
- Hertz, A. (1991). Tabu Search for Large Scale Timetabling Problems. *European Journal of Operational Research*, 54: 39-47.
- Lewis, R., Paechter, B. & Rossi-Doria, O. (2007). Metaheuristics for University Course Timetabling. In *Evolutionary Scheduling*, 49: 237-272.
- MirHassani, S. (2006). A Computational Approach to Enhancing Course Timetabling With Integer Programming. *Applied Mathematics and Computation*, 175 (1): 814-822.
- MirHassani, S. (2006). Improving Paper Spread in Examination Timetables using Integer Programming. *Applied Mathematics and Computation*, 179 (2): 702-706.
- Pongcharoen, P., Promtet, W., Yenradee, P. & Hicks, C. (2008). Stochastic Optimisation Timetabling Tool for University Course Scheduling. *International Journal of Production Economics*, 112(2): 903-918.
- Qu, R. & Burke, E. (2009). Hybridisations within a Graph Based Hyperheuristic Framework for University Timetabling Problems. *Journal of the Operational Research Society*, 60: 1273-1285.
- Ross, P., Corne, D. & Fang, H. (1994). *Improving Evolutionary Timetabling with Delta Evaluation and Directed Mutation*. PPSN III, Springer Verlag.
- Ross, P., Marin-Blazquez, J. & Hart, E. (2004). Hyper-heuristics Applied to Class and Exam Timetabling Problems. *Proceedings of the congress on evolutionary computation (CEC2004)*, 2: 1691-1698. Edinburgh, UK.
- Schaerf, A. (1999, April). A Survey of Automated Timetabling. *Artificial Intelligence Review*, 13(2): 84-127.
- Schaerf, A. & Schaerf, M. (1995). Local Search Techniques for High School Timetabling. *Proceedings of the 1st Intl. Conference on the Practice and Theory of Automated Timetabling*, 313-323, Edinburgh, UK, August 29 - September 1.
- Terashima-Marin, H., Ross, P. & Valenzuela-Rendon, M. (1999). Evolution of Constraint Satisfaction Strategies in Examination Timetabling.

Proceedings of the Genetic and Evolutionary Computation Conference, 635-642. 13-17 July, Orlando, Florida, USA.

Van den Broek, J., Hurkens, C. & Woeging, G. (2009). Timetabling Problems at the TU Eindhoven. *European Journal of Operational Research*, 196(3): 877-885.

