ریاضی و جامعه
شاپا (چاپی): ۶۴۹۳-۲۳۴۵، شاپا(الکترونیکی): ۶۵۰۷-۲۳۴۵
جلد ۴، شماره ۱ (۱۳۹۸)، صص. ۳۷-۴۷

http://math-sci.iranjournals.ir
http://www.ui.ac.ir

نظریه گراف و زمان‌بندی ورزشی

ریچارد هوشینو[۱] و کِن ایچی کاواراباياشی[۲]
برگردانندگان: شهرام نصیری*، مهدی دهقانیان، محمدجواد نصیری، افسانه نورمندی‌پور
ویراستار: مسعود آرین‌نژاد

چکیده. این نوشته برگردان مقاله زیر است:
Richard Hoshino and Ken-ichi Kawarabayashi, Graph Theory and Sports Scheduling, *Notices of the AMS*, **60:6** (2013) 726-731.

۱. مقدمه

آثار گرم شدن جهانی به‌ویژه در سال‌های اخیر به خوبی مستندسازی و ثبت شده است. در نتیجه، جمع زیادی از کشورها متعهد شده‌اند که انتشار گازهای گلخانه‌ای خود را کاهش دهند و در این بین حتی برخی از دولت‌ها تعهداتی جاه‌طلبانه و غیرواقعی بر عهده گرفتند. دستیابی به این هدف نیازمند تلاش هماهنگ سیاست‌گذاران، حرفه‌ها و صنایع بزرگ است، به‌علاوه راه حل‌های خلاقانه متعددی باید به‌کار گرفته شوند تا این هدف به‌دست آید. یک راه حل بالقوه، مبتنی بر ریاضیات گسسته است که در آن روش‌های ترکیبیاتی و نظری گراف برای بهینه‌سازی برنامه‌های زمان‌بندی به‌کار می‌روند و منجر به مزایای اقتصادی و زیست‌محیطی می‌شوند.

نقش‌های کاربردی بسیاری برای بهینه‌سازی ریاضیاتی برنامه‌های زمان‌بندی وجود دارد که مسافت کل سفر، شامل تدارکات زنجیره تأمین و تعداد پروازهای هوایی را کاهش می‌دهد. در این مقاله شرح می‌دهیم که چگونه می‌توان برنامه فصل عادی بیس‌بال حرفه‌ای نیپون یا NPB[۳]، را که پرطرفدارترین لیگ ورزش حرفه‌ای ژاپن با درآمد سالانه بیش از یک میلیارد دلار آمریکا است بهینه کرد.

---

* نویسنده مسئول
دبیر تخصصی رابط: مسعود آرین‌نژاد
تاریخ دریافت: ۱۳۹۶/۰۳/۲۷ تاریخ پذیرش: ۱۳۹۸/۰۷/۰۷

[1] Richard Hoshino

ریچارد هوشینو مربی ریاضی دانشگاه کواِست کانادا است. نشانی رایانامه او $richard.hoshino@questu.ca$ است.

[2] Ken-ichi Kawarabayashi

کِن ایچی کاواراباياشی استاد موسسه ملی انفورماتیک ژاپن است.نشانی رایانامه او $k\_keniti@nii.ac.jp$ است.

DOI: http://dx.doi.org/10.22108/msci.2019.102821.1233

[3] Nippon Professional Baseball (NPB)

با توجه به پیشینه نویسندگان به عنوان متخصصان نظریه گراف، این تحقیق از این پرسش ساده آغاز شد که آیا می‌توان برنامه زمان‌بندی NPB را به یک مسئله کوتاه‌ترین مسیر ساده‌تر تحویل کرد. به نحوی که در این مقاله شرح می‌دهیم پاسخ این پرسش مثبت است چرا که ما موفق شده‌ایم برنامه زمان‌بندی بهینه‌ـ مسافت فصل عادی NPB را به نحوی تهیه کنیم که ضمن تأمین همهٔ شرایط لیگ برای تضمین عدالت رقابتی، کاهشی برابر ٪۲۴/۳ یا نزدیک به ۷۰۰۰۰ کیلومتر مسافت کل سفر را در مقایسه با برنامه زمان‌بندی فصل ۲۰۱۰ ایجاد کند.

برای حل مسئله برنامه زمان‌بندی NPB ما مسئله مسابقات سفری[4] را که یک عنوان شناخته شده در برنامه‌ریزی زمان‌بندی ورزش‌هاست تعمیم و گسترش دادیم [۱۰]. از نتایج تحقیقات ما پنج مقاله‌ی [۴]، [۵]، [۶]، [۷]، [۸] به دست آمده است که در آن‌ها جنبه‌های نظری مسئله توضیح داده شده است و روش‌های ابتکاری متعددی برای تنظیم برنامه زمان‌بندی مسافت بهینه لیگ داخلی[5] و بیناـ لیگی[6] معرفی شده‌اند و دستاوردهای آن برای بهینه‌سازی برنامه لیگ NPB به‌کار گرفته شده‌اند.

مدت کوتاهی پس از معرفی مسئله مسابقات سفری TTP، [۲] ایستون و همکاران[7] یک شرکت مشاوره جهت توسعه برنامه‌های لیگ ورزش‌های حرفه‌ای دایر کردند. این شرکت با نام گروه برنامه‌ریزی زمان‌بندی ورزشی[8]، قراردادی جهت تنظیم برنامه زمان‌بندی فصل عادی لیگ اصلی بیس‌بال در شش سال از هفت سال گذشته به دست آورد. هم اکنون ما نیز امیدواریم که با تکمیل تحقیقات خود بر روی برنامه زمان‌بندی NPB، بتوانیم قرارداد برنامه زمان‌بندی فصل عادی NPB را برای سال آینده به دست آوریم. در هر حال ما بسیار خرسندیم که با در اختیار گذاشتن تخصص و علاقه خود برای فراهم کردن برنامه زمان‌بندی بهینه‌ای برای لیگ حرفه‌ای بیس‌بال به نحوی که سبب صرفه‌جویی مالی و کاهش گازهای گلخانه‌ای شود در کمک به اقتصاد و حفظ محیط زیست ژاپن همکاری داشته‌ایم.

۲. جمع‌بندی دستاوردها

بیس‌بال حرفه‌ای نیپون به ۶ تیم لیگ پاسیفیک[9] و ۶ تیم لیگ مرکزی[10] تقسیم می‌شود. هر یک از این تیم‌ها در طول یک فصل عادی ۱۴۴ مسابقه انجام می‌دهد که ۱۲۰ مسابقه آن در لیگ داخلی (در مقابل تیم‌هایی از همان لیگ) و ۲۴ مسابقه بیناـ لیگی (در مقابل تیم‌های لیگ دیگر) است.

موقعیت ورزشگاه خانگی هر تیم در شکل ۱ آمده است. برای خوانایی بیشتر، تیم‌های لیگ پاسیفیک را به‌صورت p_1 (فوکوکا[11])، p_2 (اوریکس[12])، p_3 (سایتاما[13])، p_4 (چیبا[14])، p_5 (توهکو[15]) و p_6 (هوکایدو[16]) و تیم‌های لیگ مرکزی را به‌صورت c_1 (هیروشیما[17])، c_2 (هانشین[18])، c_3 (چونی‌چی[19])، c_4 (یوکوهاما[20])، c_5 (یومی‌یوری[21]) و c_6 (یاکولت[22]) برچسب‌گذاری می‌کنیم.

به‌طور مشخص هر تیم NPB، دوازده بازی خانگی و دوازده بازی خارج از خانه در مقابل پنج تیم دیگر از همان لیگ بازی می‌کند (۵×۲۴)، علاوه بر آن هر تیم دو بازی خانگی و دو بازی خارج از خانه[23] در برابر هر یک از شش تیم لیگ مقابل بازی می‌کند (۶×۴). تمامی بیست و چهار بازی بیناـ لیگی در مدت پنج هفته مشترک در اواسط ماه مِه[24] درست در نزدیکی شروع فصل صورت می‌گیرند.

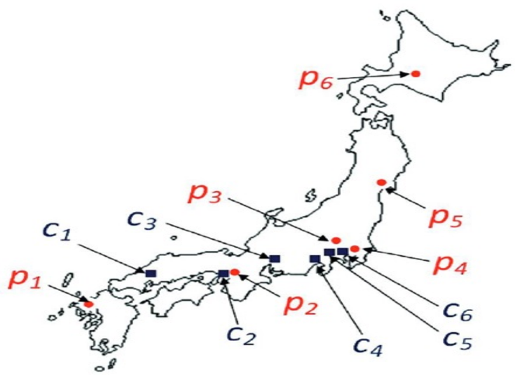
در لیگ اصلی بیس‌بال، تقریباً همه مسابقه‌های NPB در دست[25]هایی متشکل از ۳ بازی انجام می‌گیرند. به این ترتیب برای تنظیم برنامه زمان‌بندی بهینه‌ـ مسافت، سازماندهی یکسانی را برای همه تیم‌ها در نظر می‌گیریم. ما برای بازی‌های لیگ داخلی برنامه‌ای را تنظیم کرده‌ایم که هر تیم در ۴۰ دست که هر دست شامل ۳ مسابقه است با تیم‌های

---

[4] Traveling Tournament Problem (TTP) [5] intra-league [6] inter-league [7] Easton et al [8] The Sport Scheduling Company
[9] Pacific-league [10] Central-league [11] Fukuoka [12] Orix [13] Saitama [14] Chiba [15] Tohoku [16] Hokkaido [17] Hiroshima [18] Hanshin
[19] Chunichi [20] Yokohama [21] Yomiuri [22] Yakult [23] Away games [24] May [25] Set

دیگر لیگ رودررو می‌شود. (به‌طور مشابه، در بازی‌های بینا_لیگی نیز هر تیم در ۱۲ دست که هر دست شامل ۲ مسابقه است بازی می‌کند.)

طبیعی است که برای هر تیم به ازای هر زوج از بازی‌های متوالی که در یک محل برگزار نمی‌شوند، باید یک سفر در نظر گرفت، یعنی در شرایطی که یک تیم برای شرکت در بازی بعدی خود مجبور به سفر است. در جدول ۱ کل مسافت



شکل ۱: مکان دوازده تیم در NPB

برنامه‌ریزی شده برای تمام تیم‌ها در برنامه زمان‌بندی بهینه‌ای که ما ارائه داده‌ایم را در مقایسه با مسافتی که در فصل ۲۰۱۰ توسط این تیم‌ها به‌طور واقعی طی شده ردیف کرده‌ایم (این جدول شامل مسابقه‌هایی که به دلیل شرایط آب و هوایی به تعویق افتاده‌اند، نیست). در عین حال در این جدول آمار تعداد کل سفرهای انجام شده توسط تیم‌ها را نیز ارائه کرده‌ایم. با توجه به این جدول برنامه زمان‌بندی بهینه ما مجموع مسافت مسافرت‌های انجام شده در طول فصل را در حدود ۷۰۰۰۰ کیلومتر کاهش می‌دهد.

در این مقاله ما مطالعه و کنکاش خود را از مسئله لیگ داخلی مسابقات NPB ارائه می‌دهیم. (برای مشاهده مطالعه مسئله مسابقات بینا_لیگی خواننده علاقه‌مند را به مرجع [۸] ارجاع می‌دهیم). در مرتبه نخست در بخش بعدی مسئله مسابقات سفری چند دوری متعادل شده[۲۶] را که تعمیمی از مسئله TTP است و به‌طور ویژه به مدل‌سازی متغیرهای مربوط به برنامه‌ریزی مسابقات NPB می‌پردازد، ارائه می‌دهیم. پس از آن بازصورت‌بندی خود را از مسئله کوتاه‌ترین مسیر[۲۷] معرفی کرده و آن را برای تهیه برنامه‌های زمان‌بندی بهینه_ مسافت لیگ داخلی لیگ‌های پاسیفیک و مرکزی به کار می‌بریم.

جدول ۱: برنامه زمانی بهینه_ مسافت NPB در مقایسه با برنامه زمانی فصل عادی انجام شده در سال ۲۰۱۰

[26] Multi-Round Balanced Traveling Tournament problem [27] Shortest-path

DOI: http://dx.doi.org/10.22108/msci.2019.102821.1233

	مسافت طی شده در سال ۲۰۱۰	مسافت طی شده بهینه	میزان کاهش در مسافت	تعداد سفرها در سال ۲۰۱۰	تعداد سفرهای بهینه شده	میزان کاهش در تعداد سفرها
لیگ داخلی (pl)	۱۵۳۹۴۰	۱۱۴۱۶۹	۲۵/۸٪	۲۰۸	۱۶۹	۱۸/۸٪
لیگ داخلی (cl)	۷۹۰۶۷	۵۷۸۳۶	۲۶/۸٪	۱۹۹	۱۷۰	۱۴/۶٪
بینا–لیگی	۵۱۱۳۴	۴۲۹۵۰	۱۶/۰٪	۱۰۸	۱۰۱	۶/۵٪
مجموع	۲۸۴۱۴۱	۲۱۴۹۵۵	۲۴/۳٪	۵۱۵	۴۴۰	۱۴/۶٪

۱.۲. مسئله مسابقات سفری چند دوری متعادل شده. برنامه زمان‌بندی لیگ داخلی داده شده در جدول ۲ را در نظر بگیرید. این برنامه برای $n = ۶$ تیم که هر یک در $k = ۴$ بلوک شامل ۱۰ دست بازی می‌کنند تنظیم شده است. هر بلوک شامل دو دور[۲۸] و هر دور شامل $n - ۱ = ۵$ دست بازی است. به این ترتیب، در مجموع هر تیم در $k(۲n - ۲) = ۴۰$ دست بازی می‌کند. توجه کنید که در برنامه این جدول[۲۹] و دیگر برنامه‌های ارائه شده در این مقاله بازی‌های خانگی با رنگ قرمز متمایز شده‌اند.

حال فرض کنید n و k عددهای صحیح و مثبتی باشند. ماتریس D از اندازهٔ $n \times n$ را ماتریس مسافت نامیم هرگاه درایه $D_{i,j}$ برابر مسافت بین ورزشگاه‌های خانگی تیم i و تیم j باشد. بنا به این تعریف برای هر $۱ \leq i, j \leq n$ داریم $D_{i,j} = D_{j,i}$ به‌علاوه برای درایه‌های قطری $D_{i,i} = ۰$ برقرار است.

برای هر زوج (n, k) و ماتریس مسافت D جواب مسئله مسابقات چند دوری متعادل (mb–TTP) یک برنامه زمان‌بندی مسابقات لیگ داخلی است که مجموع مسافت‌های طی شده توسط همه‌ی n تیم را با توجه به شرایط زیر کمینه می‌کند:

الف) شرط فشردگی: مسابقه‌ها در $k(۲n - ۲)$ دست و $۲k$ دور، به طول می‌انجامد و در هر دست هر تیم یک برنامه زمان‌بندی شده برای مسابقه دارد (بنابراین n باید زوج باشد).

ب) شرط هر دور: هر زوج تیم باید دقیقاً یک‌بار در هر دور بازی کند، بدین ترتیب که رودررویی آن‌ها در دورهای $۲t - ۱$ و $۲t$ (برای هر $۱ \leq t \leq k$) در محل‌های متفاوتی برگزار شود.

ج) شرط حداکثر سه: برای هیچ تیمی مسابقات خانگی یا مسابقاتی که در خارج از خانه برگزار می‌شوند، بیش از ۳ دست نشود.

د) شرط بدون تکرار: هیچ تیمی نمی‌تواند در برابر یک حریف در دو دست پیاپی بازی کند.

ه) شرط *تفاوت تعداد دست‌ها*[۳۰]: فرض کنید $H_{i,s}$ و $R_{i,s}$ تعداد بازی‌های خانگی و خارج از خانه تیم i در اولین s دست بازی باشد. در این صورت همواره باید شرط $|H_{i,s} - R_{i,s}| \leq ۲$ برای هر (i, s) که $۱ \leq i \leq n$ و $۱ \leq s \leq k(۲n - ۲)$ برقرار باشد .

جدول ۲: برنامه زمان‌بندی لیگ داخلی شامل ۱۲۰ بازی و ۴۰ دست مربوط به لیگ پاسیفیک NPB

[۲۹] مثلاً تیم $p_۱$ با یک دست بازی خانگی در مقابل $p_۲$ شروع می‌کند و پس از آن در دور اول در مقابل $p_۵$، $p_۳$ و $p_۴$ قرار می‌گیرد و دوباره بازی‌های خانگی خود را در مقابل $p_۶$، $p_۳$ و $p_۴$ ادامه می‌دهد و الی آخر.

[28] Round (R) [30] diff-two

DOI: http://dx.doi.org/10.22108/msci.2019.102821.1233

تیم	$R1$	$R2$	$R3$	$R4$	$R5$	$R6$	$R7$	$R8$
p_1	$p_2p_5p_3p_4p_6$	$p_3p_4p_6p_2p_5$	$p_2p_4p_6p_5p_3$	$p_6p_5p_3p_2p_4$	$p_2p_3p_4p_5p_6$	$p_4p_5p_6p_2p_3$	$p_6p_2p_3p_5p_4$	$p_3p_5p_4p_6p_2$
p_2	$p_1p_3p_6p_5p_4$	$p_6p_5p_4p_1p_3$	$p_1p_3p_4p_6p_5$	$p_4p_6p_5p_1p_3$	$p_1p_4p_5p_6p_3$	$p_5p_6p_3p_1p_4$	$p_3p_1p_5p_4p_6$	$p_5p_4p_6p_3p_1$
p_3	$p_4p_2p_1p_6p_5$	$p_1p_6p_5p_4p_2$	$p_6p_2p_5p_4p_1$	$p_5p_4p_1p_1p_2$	$p_5p_1p_6p_4p_2$	$p_6p_4p_2p_5p_1$	$p_2p_4p_1p_6p_5$	$p_1p_6p_5p_2p_4$
p_4	$p_3p_6p_5p_1p_2$	$p_5p_1p_2p_3p_6$	$p_5p_1p_2p_3p_6$	$p_2p_3p_6p_5p_1$	$p_6p_2p_1p_3p_5$	$p_1p_3p_5p_6p_2$	$p_5p_3p_6p_3p_1$	$p_6p_2p_1p_5p_3$
p_5	$p_6p_1p_4p_2p_3$	$p_4p_2p_3p_6p_1$	$p_4p_6p_3p_1p_2$	$p_3p_1p_2p_4p_6$	$p_3p_6p_2p_1p_4$	$p_2p_1p_4p_3p_6$	$p_4p_6p_2p_1p_3$	$p_2p_1p_3p_4p_6$
p_6	$p_5p_4p_2p_3p_1$	$p_2p_3p_1p_5p_4$	$p_3p_5p_1p_2p_4$	$p_1p_2p_4p_3p_5$	$p_4p_5p_3p_2p_1$	$p_3p_2p_1p_4p_5$	$p_1p_5p_4p_3p_2$	$p_4p_3p_2p_1p_5$

به سرعت می‌توان دید که هر پنج شرط فوق در جدول ۲ صدق می‌کند. به‌طور طبیعی در زمان محاسبه مسافت کل، فرض می‌کنیم که هر تیم مسابقات را از خانه آغاز کرده و پس از بازی در آخرین مسابقه (اگر خارج از خانه باشد) به خانه باز می‌گردد. علاوه بر این، اگر برای تیمی برنامه‌ای شامل چندین مسابقه پیاپی خارج از خانه در نظر گرفته می‌شود، این تیم در بین این مسابقات به خانه باز نمی‌گردد و از هر مسابقه به‌طور مستقیم به محل مسابقه بعدی می‌رود[۳۱]. مسئله mb-TTP گسترشی از مسئله مشهور و NP ـ سخت فروشنده دوره‌گرد[۳۲] است که پرسش اصلی آن پیدا کردن مسیر یا برنامه بهینه‌ای برای کوتاه‌ترین مسیر ارتباطی بین مراکز و شهرهای متصل به هم است.

در این موقعیت با بازصورتبندی مسئله کوتاه‌ترین مسیر بر روی یک گراف جهت‌دار، الگوریتمی برای حل مسئله mb-TTP برای هر $k \geq 1$ ارائه می‌کنیم. ابتدا یک رأس آغازین[۳۳] و یک رأس پایانی[۳۴] در نظر می‌گیریم و آن‌ها را به رأس‌های متعدد دیگری در یک گراف جهت‌دار (که شرح می‌دهیم) وصل می‌کنیم به نحوی که یال‌های (وزن‌دار) آن نمایشگر بلوک‌های ممکنی باشند که می‌توانند در یک برنامه زمان‌بندی بهینه برای این مسئله ظاهر شوند. پس از آن الگوریتم دایجسترا[۳۵] [۱] را به کار می‌گیریم تا مسیری با حداقل وزن (و در واقع کمترین طول مسیر) بین رأس آغازین و رأس پایانی پیدا کنیم. چنین جستجویی از مرتبه محاسباتی $O(|V|\log|V|+|E|)$ است و می‌توان آن را برای هر گراف یا گراف جهت‌داری با وزن نامنفی انجام داد.

۲.۲. بازصورت‌بندی کوتاه‌ترین مسیر. بنا به تعریف، یک بلوک، یک برنامه زمان‌بندی مسابقه دو دوری است که در شرایط mb-TTP صدق کند و هر یک از n تیم در $2(n-1)$ دست از مسابقات بازی کند. برای حل مسئله mb-TTP ابتدا مجموعه بلوک‌هایی را که می‌توانند در یک مسابقه بهینه‌ـ مسافت ظاهر شوند، محاسبه می‌کنیم. سپس یک ماتریس ساده پیوندی[۳۶] را برای بررسی امکان پیوند دو بلوک قابل قبول که پیش‌تر محاسبه شده‌اند برای توسعه آن به یک برنامه زمان‌بندی چند بلوکه، بدون آنکه هیچ یک از ۵ شرط mb-TTP نقض شوند معرفی می‌کنیم. به نحوی که توضیح خواهیم داد برای تصمیم درباره‌ٔ آنکه آیا دو بلوک (قابل قبول) B_1 و B_2 را می‌توان به هم پیوند داد یا نه، کافی است که دو ستون آخر B_1 و دو ستون اول B_2 را بررسی کنیم.

هر ستون در یک بلوک، نشانگر مجموعه‌ای شامل $\frac{n}{2}$ مسابقه متفاوت است که هر مسابقه علاوه بر دو تیم، ورزشگاه/محل برگزاری مسابقه را نیز معلوم می‌کند. در نتیجه یک مسابقه نه فقط حریفان متقابل را بلکه خانگی یا غیر خانگی بودن مسابقه را نیز تعیین می‌کند. در هر ستون به $\binom{n}{n/2}$ حالت می‌توان تیم‌های خانگی را انتخاب کرد.

[۳۱] با این فرض‌ها، بعد از اولین بلوک که شامل ۱۰ دست بازی است کل مسافت طی شده توسط تیم p_1 برابر خواهد بود با $D_{p_1,p_5} + D_{p_5,p_3} + D_{p_3,p_4} + D_{p_4,p_1} + D_{p_1,p_6} + D_{p_6,p_2} + D_{p_2,p_1}$.

[32] NP-hard Traveling Salesman Problem [33] source node [34] sink node [35] Dijkstra's Algorithm [36] concatenation matrix

DOI: http://dx.doi.org/10.22108/msci.2019.102821.1233

همچنین $\left(\frac{n}{2}\right)! \cdot \binom{n}{n/2}$ حالت برای تعیین مسابقات هر ستون وجود دارد چرا که در $\left(\frac{n}{2}\right)!$ حالت می‌توان $\frac{n}{2}$ تیم خانگی را در $\frac{n}{2}$ تیم غیر خانگی تعیین نشده تصویر کرد. از این‌رو $\left(\frac{n}{2}\right)! \cdot \binom{n}{n/2}^2 = m$ گزینه متفاوت وجود دارد که می‌توانیم مسابقات ستون اول و تیم‌های خانگی ستون دوم را از روی آن تعیین کنیم. برای $n = 6$ داریم $m = \binom{6}{3}^2 \times 3! = 2400$.

همان‌گونه که در بالا تشریح کردیم m گزینه برای انتخاب دو ستون اول یک بلوک به نحوی که اولین ستون ردیف مسابقات و دومین ستون ردیف تیم‌های خانگی را نشان دهد، وجود دارد. در این مرحله با استفاده از روش‌های متنوعی مانند ترتیب الفبایی[37] این m گزینه را با اعداد صحیح از ۱ تا m شماره یا شاخص‌گذاری می‌کنیم. به‌طور مشابه، با m گزینه متفاوت می‌توان دو ستون آخر یک بلوک را به نحوی معین کرد که آخرین ستون، ردیف مسابقات و ستون پیش از آن ردیف تیم‌های خانگی را نشان دهد. در نتیجه به روش مشابهی می‌توان این m گزینه را شماره یا شاخص‌گذاری کرد. برای جلوگیری از اشتباه، ستون تیم‌های خانگی را به‌صورت اعداد دودویی می‌نویسیم به گونه‌ای که عدد ۱ نشانگر یک مسابقه خانگی و عدد صفر نشانگر یک مسابقه خارج از خانه باشد.

به‌عنوان مثال $(p_5, p_3, p_2, p_6, p_1, p_4)^T$ یکی از ۱۲۰ حالت ممکن برای ستون مسابقات و $(0, 1, 1, 0, 1, 0)^T$ یکی از ۲۰ حالت ممکن برای ستون تیم‌های خانگی است. توجه داشته باشید که اگر ما فقط ستون حریف‌ها را به جای ستون مسابقات ردیف می‌کردیم، تنها $15 = \frac{120}{2^3}$ ستون یکتا وجود می‌داشت که متناظر با ۱۵ جورسازی کامل گراف کامل k_6 بود.

برای لیگ پاسیفیک NPB، عدد صحیحی چون $1 \leq q \leq 2400$ وجود دارد که شاخص نمونه‌ایست که ستون تیم‌های خانگی آن‌ها $(0, 1, 1, 0, 1, 0)^T$ و ستون مسابقات آن‌ها $(p_5, p_3, p_2, p_6, p_1, p_4)^T$ است. به‌طور مشابه، عدد صحیحی چون $1 \leq r \leq 2400$ شاخص نمونه‌ایست که دو ستون آن‌ها به‌صورت $(0, 1, 1, 0, 1, 0)^T$ و$(p_5, p_3, p_2, p_6, p_1, p_4)^T$ است. در جدول ۲ دو ستون آخر بلوک ۱ دارای شاخص q و دو ستون اول بلوک ۲ دارای شاخص r هستند.

برای هر زوج (u_1, u_2) به‌طوری که $1 \leq u_1, u_2 \leq m$، ماتریس پیوندی C_{u_2,u_1} از اندازهٔ $n \times 4$ را به این صورت تعریف می‌کنیم که دو ستون نخست آن ستون تیم‌های خانگی و مسابقات با شاخص u_2 و دو ستون بعدی آن ستون مسابقات و تیم‌های خانگی با شاخص u_1 باشد. با این تعریف برای شاخص‌های q و r از بند پیش، داریم:

$$C_{q,r} = \begin{bmatrix} 0 & p_5 & p_2 & 1 \\ 1 & p_3 & p_1 & 1 \\ 1 & p_2 & p_6 & 0 \\ 0 & p_6 & p_5 & 0 \\ 1 & p_1 & p_4 & 0 \\ 0 & p_4 & p_3 & 1 \end{bmatrix}$$

توجه کنید که ماتریس $C_{q,r}$ هیچ سطری با ۴ دست بازی خانگی، هیچ سطری با ۴ دست بازی خارج از خانه و همچنین هیچ سطری با دو حریف یکسان که در ستون‌های ۲ و ۳ ظاهر می‌شوند، ندارد. همان‌طور که در قضیه ۱ توضیح

[37] Lexicographic ordering

خواهیم داد، این ۳ ویژگی شرط لازم و کافی پیوند دو بلوک برای تولید یک برنامه زمان‌بندی چند بلوکه با رعایت تمامی شرایط mb-TTP است.

پیش از بیان قضیه ۱، اجازه دهید نقش m و $C_{u_۲,u_۱}$ را در ساختار گراف جهت‌دارمان توضیح دهیم. فرض کنید G شامل یک رأس آغازین v_{start}، یک رأس پایانی v_{end} و رأس‌های $x_{t,u}$ و $y_{t,u}$ باشد که برای هر $۱ \leq t \leq k$ و $۱ \leq u \leq m$ تعریف شده‌اند.

حال چگونگی اتصال این رأس‌ها را همراه با یک نمایش تصویری از گراف G که در شکل ۲ آمده تشریح می‌کنیم. برای سادگی در نمادگذاری، یک یال جهت‌دار از رأس $v_۱$ به $v_۲$ را با نماد $v_۱ \to v_۲$ نمایش می‌دهیم.

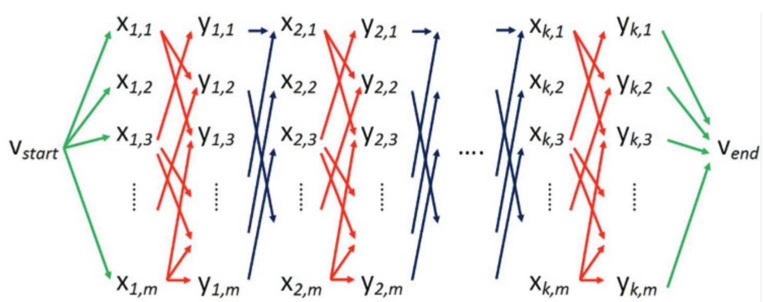
الف) برای هر $۱ \leq u \leq m$ یال $v_{start} \to x_{۱,u}$ را رسم می‌کنیم.

ب) برای هر $۱ \leq u \leq m$ یال $y_{k,u} \to v_{end}$ را رسم می‌کنیم.

ج) برای هر $۱ \leq t \leq k$ و برای هر $۱ \leq u_۱$ و $u_۲ \leq m$ یال $x_{t,u_۱} \to y_{t,u_۲}$ را رسم می‌کنیم اگر و فقط اگر وجود داشته باشد یک بلوک (قابل قبول) که دو ستون اول آن دارای شاخص $u_۱$ و دو ستون آخر آن دارای شاخص $u_۲$ باشد.

د) برای هر $۱ \leq t \leq k - ۱$ و برای هر $۱ \leq u_۱$ و $u_۲ \leq m$ یال $y_{t,u_۲} \to x_{t+۱,u_۱}$ را رسم می‌کنیم اگر و فقط اگر در ماتریس پیوندی $C_{u_۲,u_۱}$ هیچ سطری با ۴ دست بازی خانگی، هیچ سطری با ۴ دست بازی خارج از خانه و همچنین هیچ سطری با حریف‌های یکسان در ستون‌های دوم و سوم نباشد.

قضیه زیر [۴] نشان می‌دهد که k–بلوک mb-TTP را می‌توان برای هر $k \geq ۱$ در چارچوب نظریه گراف بازصورت‌بندی کرد.



شکل ۲: حل مسئله k–بلوکه mb-TTP به عنوان مسئله کوتاه‌ترین مسیر

قضیه ۱: *هر جواب قابل قبول از مسئله mb-TTP را می‌توان به عنوان یک مسیر از رأس v_{start} به رأس v_{end} در گراف G توصیف کرد. برعکس، هر مسیر از رأس v_{start} به رأس v_{end} در گراف G با یک جواب قابل قبول از مسئله mb-TTP متناظر است.*

با ساخته شدن این گراف جهت‌دار، اکنون به هر یال گراف با استفاده از ماتریس مسافت D یک وزن اختصاص می‌دهیم به‌طوری که کوتاه‌ترین مسیر (مسیری با کمترین مجموع وزن کلی) از رأس v_{start} تا رأس v_{end} با جواب بهینه مسئله mb-TTP که مجموع مسافت طی شده توسط n تیم را به حداقل می‌رساند، متناظر باشد.

برای هر بلوک *مسافت درونی‌اش*[۳۸] را برابر مجموع مسافت‌های طی شده توسط همهٔ n تیم در داخل آن بلوک یعنی با شروع از دست ۱ و پایان در دست $۲(n - ۱)$ تعریف می‌کنیم. توجه کنید که مسافت‌های طی شده توسط تیم‌ها برای

[38] in-distance

DOI: http://dx.doi.org/10.22108/msci.2019.102821.1233

رسیدن به محل مسابقه دست ۱ یا عزیمت از محل مسابقه دست $(n-1)2$ شامل *مسافت درونی* نمی‌شود. از این مفهوم در قسمت (ج) زیر استفاده خواهیم کرد.

الف) برای هر $1 \leq u \leq m$ وزن یال $v_{start} \to v_{1,u}$ برابر است با مجموع مسافت‌های طی شده توسط همهٔ آن $\frac{n}{2}$ تیمی که در دست ۱ بازی از شهر خود به محل برگزاری مسابقه در شهر تیم حریف می‌روند.

ب) برای هر $1 \leq u \leq m$ وزن یال $y_{k,u} \to v_{end}$ برابر است با مجموع مسافت‌های طی شده توسط همهٔ $\frac{n}{2}$ تیمی که در دست $2k(n-1)$ بازی از محل برگزاری مسابقه در شهر حریف به شهر خود باز می‌گردند.

ج) برای هر $1 \leq t \leq k$ و برای هر $1 \leq u_1, u_2 \leq m$ وزن یال $x_{t,u_1} \to y_{t,u_2}$ برابر کمترین مقدار *مسافت درونی* بلوکی در میان تمام بلوک‌هایی است که دو ستون اول آن دارای شاخص u_1 و دو ستون آخر آن دارای شاخص u_2 باشند.

د) برای هر $1 \leq t \leq k-1$ و برای هر $1 \leq u_1, u_2 \leq m$ وزن یال $y_{t,u_2} \to x_{t+1,u_1}$ برابر مجموع مسافت طی شده توسط تیم‌هایی است که از مسابقه‌ای در دست $2t(n-1)$ به مسابقه دیگری در دست $2t(n-1)+1$ سفر می‌کنند، به شرطی که دو ستون آخر بلوک t^{th} دارای شاخص u_2 و دو ستون اول بلوک $(t+1)^{th}$ دارای شاخص u_1 باشد.

برای تشریح بند (د) بالا، دو بلوک اول در جدول ۲ را در نظر بگیرید که در آن دو ستون آخر بلوک ۱ دارای شاخص q و دو ستون اول بلوک ۲ دارای شاخص r هستند. وقتی که این دو بلوک را در پشت سر هم قرار می‌دهیم یا به هم پیوند می‌دهیم وزن یال $y_{1,q} \to x_{2,r}$ برابر با مجموع مسافت طی شده توسط تیم‌ها در مسابقه‌های دست ۱۰ تا مسابقه‌های دست ۱۱ است. این مجموع $D_{p_3,p_1} + D_{p_1,p_4} + D_{p_4,p_3}$ به ترتیب برابر مسافت‌های طی شده توسط تیم‌های p_2، p_5 و p_6 است.

با این ساختار، ما یک گراف جهت‌دار وزن‌دار تولید کرده‌ایم. در قسمت (ج)، فرض کنید بلوک‌های B و B' وجود دارند که دو ستون اول آن‌ها دارای شاخص u_1 و دو ستون آخر آن‌ها دارای شاخص u_2 است. اگر *مسافت درونی* بلوک B کمتر از *مسافت درونی* بلوک B' باشد، آنگاه بلوک B' نمی‌تواند بلوکی از یک جواب بهینه باشد، چرا که فقط با جایگزینی B' به جای B می‌توان به یک جواب قابل قبول با مقدار هدف پایین‌تر رسید. این مشاهدات ساده، بر اساس اصل بهینگی بِلمن[39]، به ما اجازه می‌دهد که کمترین *مسافت درونی* را به عنوان وزن یال $x_{t,u_1} \to y_{t,u_2}$ برای تمام $1 \leq u_1, u_2 \leq m$ اختصاص دهیم. در نهایت، ما یک گراف جهت‌دار G با $2mk+2$ رأس و حداکثر $2m + (2k-1)m^2$ یال، با وزن یکتا برای هر یال داریم. از ترکیب این نکته‌ها با قضیه قبل، حکم زیر به‌دست می‌آید.

قضیه ۲: *فرض کنید* $P = v_{start} \to x_{1,p_1} \to y_{1,q_1} \to x_{2,p_2} \to y_{2,q_2} \to \ldots \to x_{k,p_k} \to y_{k,q_k} \to v_{end}$ *کوتاه‌ترین مسیر در گراف* G *از رأس* v_{start} *تا رأس* v_{end} *باشد، یعنی مسیری که وزن کل کمینه‌ای را به دست می‌دهد. برای هر* $1 \leq t \leq k$ *فرض کنید* B_t *بلوکی از کمترین مسافت درونی انتخاب شده از میان همه‌ی بلوک‌هایی باشد که در دو ستون اول دارای شاخص* p_t *و در دو ستون آخر دارای شاخص* q_t *باشند. در این صورت زمان‌بندی چند بلوکه* $S = B_1, B_2, \ldots, B_k$ *که توسط پیوند* k *بلوک متوالی ایجاد می‌شود یک جواب بهینه برای مسئله mb-TTP است.*

۳.۲. کاربرد در NPB

در مجموع نشان داده‌ایم که mb-TTP متناظر با یافتن کوتاه‌ترین مسیر وزن‌دار در گراف جهت‌دار G است. برای حالت $n = 6$ می‌توان نشان داد که گراف G دارای $4800k + 2$ رأس و

$$2400 + 2400 + 261852\circ k + 148632\circ(k-1) = 410484\circ k - 148152\circ$$

یال است. با ماتریس مسافت داده شده برای لیگ‌های مرکزی و پاسیفیک NPB می‌توان وزن مناسب هر یال گراف G و سپس کوتاه‌ترین مسیر با شروع از رأس v_{start} تا رأس v_{end} را با استفاده از الگوریتم دایجسترا تعیین نمود که یک برنامه زمان‌بندی بهینه‌ـ مسافت را به دست می‌دهد. در این برنامه ما کدهای خود را با استفاده از نرم‌افزار مِیپِل[40] نوشتیم. برای

[39] Bellman's Principle of Optimality [40] Maplesoft

هر لیگ، نرم‌افزار میپل برنامه زمان‌بندی بهینه‌ـ مسافت لیگ داخلی را پس از ۵ ساعت محاسبه، تولید کرد. بیشتر زمان اجرا برای تعیین وزن درست یال‌های بند (ج) صرف شد. برای اطلاعات بیش‌تر، خواننده را به [۷] ارجاع می‌دهیم.

DOI: http://dx.doi.org/10.22108/msci.2019.102821.1233

جدول ۳: برنامه زمان‌بندی بهینه مسافت لیگ داخلی برای لیگ مرکزی

تیم	$R1$	$R2$	$R3$	$R4$	$R5$	$R6$	$R7$	$R8$
c_1	$c_2 c_5 c_4 c_6 c_3$	$c_4 c_6 c_3 c_2 c_5$	$c_3 c_2 c_5 c_6 c_4$	$c_5 c_6 c_4 c_3 c_2$	$c_4 c_2 c_3 c_6 c_5$	$c_3 c_6 c_5 c_4 c_2$	$c_4 c_2 c_3 c_6 c_5$	$c_3 c_6 c_5 c_4 c_2$
c_2	$c_1 c_3 c_5 c_4 c_6$	$c_5 c_4 c_6 c_1 c_3$	$c_4 c_1 c_3 c_5 c_6$	$c_3 c_5 c_6 c_4 c_1$	$c_3 c_1 c_6 c_5 c_4$	$c_6 c_5 c_4 c_3 c_1$	$c_3 c_1 c_6 c_5 c_4$	$c_6 c_5 c_4 c_3 c_1$
c_3	$c_4 c_2 c_6 c_5 c_1$	$c_6 c_5 c_1 c_4 c_2$	$c_1 c_6 c_2 c_4 c_5$	$c_2 c_4 c_5 c_1 c_6$	$c_2 c_5 c_1 c_4 c_6$	$c_1 c_4 c_6 c_2 c_5$	$c_2 c_5 c_1 c_4 c_6$	$c_1 c_4 c_6 c_2 c_5$
c_4	$c_3 c_6 c_1 c_2 c_5$	$c_1 c_2 c_5 c_3 c_6$	$c_2 c_5 c_6 c_3 c_1$	$c_6 c_3 c_1 c_2 c_5$	$c_1 c_6 c_5 c_3 c_2$	$c_5 c_3 c_2 c_1 c_6$	$c_1 c_6 c_5 c_3 c_2$	$c_5 c_3 c_2 c_1 c_6$
c_5	$c_6 c_1 c_2 c_3 c_4$	$c_2 c_3 c_4 c_6 c_1$	$c_6 c_4 c_1 c_2 c_3$	$c_1 c_2 c_3 c_6 c_4$	$c_6 c_3 c_4 c_2 c_1$	$c_4 c_2 c_1 c_6 c_3$	$c_6 c_3 c_4 c_2 c_1$	$c_4 c_2 c_1 c_6 c_3$
c_6	$c_5 c_4 c_3 c_1 c_2$	$c_3 c_1 c_2 c_5 c_4$	$c_5 c_3 c_4 c_1 c_2$	$c_4 c_1 c_2 c_5 c_3$	$c_5 c_4 c_2 c_1 c_3$	$c_2 c_1 c_3 c_5 c_4$	$c_5 c_4 c_2 c_1 c_3$	$c_2 c_1 c_3 c_5 c_4$

برنامه زمان‌بندی بهینه لیگ داخلی برای لیگ پاسیفیک در جدول ۲ و برنامه زمان‌بندی بهینه لیگ داخلی برای لیگ مرکزی در جدول ۳ آمده است.

در جدول ۱ یک جمع‌بندی جامع از نتایج را ارائه داده‌ایم. در جدول ۴ برای هر تیم برنامه زمان‌بندی بهینه‌ـ مسافت لیگ پاسیفیک NPB را در مقایسه با واقعیت برنامه زمان‌بندی سال ۲۰۱۰ آورده‌ایم.

جدول ۴: مقایسه برنامه‌های زمانی لیگ داخلی برای لیگ پاسیفیک

	مسافت طی شده در سال ۲۰۱۰	مسافت طی شده بهینه	میزان کاهش در مسافت	تعداد سفرها در سال ۲۰۱۰	تعداد سفرهای بهینه شده	میزان کاهش در تعداد سفرها
p_1	۳۳۳۵۲	۲۱۱۴۳	۳۶/۶٪	۳۵	۲۷	۲۲/۹٪
p_2	۲۴۱۲۸	۱۸۷۱۳	۲۲/۴٪	۳۴	۲۹	۱۴/۷٪
p_3	۲۰۸۸۵	۱۹۴۹۸	۶/۶٪	۳۴	۲۸	۱۷/۶٪
p_4	۲۳۲۶۶	۱۶۶۰۶	۲۸/۶٪	۳۶	۲۹	۱۹/۴٪
p_5	۲۳۷۱۰	۱۷۹۷۵	۲۴/۲٪	۳۷	۲۹	۲۱/۶٪
p_6	۲۸۵۹۹	۲۰۲۳۴	۲۹/۲٪	۳۲	۲۷	۱۵/۶٪
مجموع	۱۵۳۹۴۰	۱۱۴۱۶۹	۲۵/۸٪	۲۰۸	۱۶۹	۱۸/۸٪

چنانچه در جدول بالا دیده می‌شود علاوه بر کاهش قابل توجه ۲۵/۸٪ از مجموع مسافت طی شده می‌توان به عادلانه‌تر بودن این برنامه زمان‌بندی نیز اشاره کرد. در برنامه زمان‌بندی سال ۲۰۱۰ لیگ داخلی NPB تیم p_1 در حدود ۱۲۵۰۰ کیلومتر بیشتر از تیم p_3 مسافرت کرد. طبق برنامه زمان‌بندی ما تفاوت بین کمترین و بیشترین مسافت طی شدهٔ تیم‌ها به ۴۵۰۰ کیلومتر کاهش یافت. برای لیگ مرکزی نیز تفاوت بین کمترین و بیشترین مسافت طی شده تیم‌ها از ۷۵۰۰ کیلومتر به ۴۰۰۰ کیلومتر کاهش یافت.

۴.۲. پیاده‌سازی. به‌طور طبیعی، عوامل دیگری هم در برنامه زمان‌بندی واقعی بازی‌های NPB در استادیوم‌های خانگی درگیرند. به‌طور مثال یکی از ورزشگاه‌های میزبان یک کنسرت سه روزه است که هر ساله در ماه اوت برگزار

می‌شود و یکی از ورزشگاه‌های دیگر هم به عنوان محل مسابقات ملی بیس‌بال دبیرستانی استفاده می‌شود. در چنین شرایطی تیم‌هایی که ورزشگاه‌های خانگی‌شان درگیر چنین برنامه‌هایی هستند حتماً باید در خارج از خانه بازی کنند. در بیشتر لیگ‌های ورزشی، تیم‌های رقیب مسابقه‌هایی از نوع شهرآوردی[41] دارند. چنین مسابقه‌هایی باید برای روزهای خاصی تنظیم شوند تادرآمد بهتری داشته باشند و به‌علاوه نرخ‌گذاری بهتر کانال‌های تلویزیونی را هم به دست آورند. همهٔ این شرایط باید به هنگام تولید یک برنامه زمان‌بندی بهینه که بتواند توسط NPB اجرا شود، در نظر گرفته شوند تا این اطمینان را فراهم کند که هیچ تلاقی و تضادی پیش نمی‌آید و برنامه از هر نظر برای تمام طرف‌های درگیر بهترین است.

۳. پَسگفتار

پس از انتشار نتایج اولیه این تحقیق، لیگ حرفه‌ای نیپون (NPB) از ما (نویسندگان) برای بازدید از دفتر مدیریت دعوت کرد. ما در طی سه جلسه در سپتامبر ۲۰۱۲ با ارائه مشورت به NPB برای طراحی برنامه زمان‌بندی لیگ مرکزی سال ۲۰۱۳ به آن‌ها کمک کردیم [۳].

به هنگام دیدار با سربرنامه‌نویسان NPB متوجه شدیم که برنامه لیگ محدودیت‌های دیگری هم دارد از جمله شرط عملکرد متعادل[42]. بر طبق این محدودیت همه تیم‌ها باید تعداد یکسانی مسابقات خانگی آخر هفته، مسابقات خانگی در طول هفته، مسابقات آخر هفته خارج از خانه و مسابقات در طول هفته خارج از خانه داشته باشند. در مرجع [۹] نشان داده‌ایم که چگونه این مسئله را برای $n = 6$ حل کرده و کمک کردیم تا NPB در طراحی برنامه زمان‌بندی لیگ داخلی فصل ۲۰۱۳ رقمی برابر ۱۲ سفر و شش هزار کیلومتر از مجموع مسافت‌های طی شده را در مقایسه با برنامه زمان‌بندی فصل پیش بکاهند.

ما منتظر همکاری‌های بعدی با NPB خواهیم بود و امیدواریم که فرصت کمک به این لیگ را برای تنظیم برنامه زمان‌بندی فصل‌های عادی آینده که برای مردم ژاپن مزایای سالیانه برد_برد اقتصادی و زیست‌محیطی داشته باشد پیدا کنیم.

مراجع

[1] E. W. Dijkstra, A note on two problems in connexion with graphs, *Numerische Mathematik*, **1** (1959) 269–271.

[2] K. Easton, G. Nemhauser and M. Trick, The traveling tournament problem: description and benchmarks, *Proceeding of the 7th International Conference on Principles and Practice of Constraint Programming*, (2001) 580–584.

[3] S. Hesse, Canadian secientist uses math to green Japanese baseball, http://www.japantimes.co.jp/life/2012/11/25/environment/canadian-scientist-uses-math-to-green-japanese-baseball/, (2012).

[4] R. Hoshino and K. Kaearabayashi, The multi-round balanced traveling tournament problem, *Proceeding of the 21th International Conference on Automated Planning and Scheduling (ICAPS)*, (2011) 106–113.

[5] R. Hoshino and K. Kaearabayashi, The inter-league extension of the traveling tournament problem and its application to sports scheduling, *Proceeding of the 25th AAAI Conference on Artificial Intelligence*, (2011) 977–984.

[6] R. Hoshino and K. Kaearabayashi, The distance-optimal inter-league Schedule for Japanese pro baseball, *Proceedings of the ICAPS 2011 Workshop on Constraint Satisfaction Techniques for Plannig and Scheduling Problems (COPLAS)*, (2011) 71–78.

[7] R. Hoshino and K. Kaearabayashi, A multi-round generalization of the traveling tournament problem and its application to Japanese baseball, *European Journal of Operational Research*, **215** (2011) 481–497.

[8] R. Hoshino and K. Kaearabayashi, Scheduling bipartite tournaments to minimize total travel distance, *Journal of Artifical Intelligence Research*, **42** (2011) 91–124.

[9] R. Hoshino and K. Kaearabayashi, Balancing the Traveling Tournament Problem for Weekday and Weekend Games, *Proceedings of the 2013 AAAI Conference, to appear*.

[41] derby matches [42] revenue-balancing

DOI: http://dx.doi.org/10.22108/msci.2019.102821.1233

[10] G. Kendall, S. Knust, C. C. Ribeiro and S. Urrutia, Scheduling in sports: a annotated bibliography, *Computer and Operations Research*, **37** (2010) 1–19.

شهرام نصیری
گروه مهندسی کامپیوتر، دانشکده کامپیوتر، دانشگاه صنعتی سیرجان، سیرجان، ایران
sh.nasiri@sirjantech.ac.ir

شهرام نصیری، عضو هیئت علمی گروه مهندسی کامپیوتر دانشگاه صنعتی سیرجان است. وی کارشناسی خود را در رشته مهندسی کامپیوتر در سال ۱۳۸۸ اخذ کرد و در سال ۱۳۹۰ موفق به گذراندن مقطع کارشناسی ارشد در رشته مهندسی فناوری اطلاعات از دانشگاه صنعتی خواجه نصیر الدین طوسی تهران شد. حوزه‌های تخصصی ایشان کلان داده و آنالیز داده است.

مهدی دهقانیان
گروه ریاضی، دانشکده ریاضی ، دانشگاه صنعتی سیرجان، سیرجان، ایران
mdehghanian@sirjantech.ac.ir

مهدی دهقانیان متولد مرداد ماه سال ۱۳۵۹ در بوانات در استان فارس است. وی مدرک کارشناسی ریاضی خود را در سال ۱۳۸۲ از دانشگاه شیراز و کارشناسی ارشد خود را در سال ۱۳۸۶ از دانشگاه یزد در رشته ریاضی گرایش آنالیز اخذ کرد. ایشان همچنین در سال ۱۳۹۰ موفق به اخذ مدرک دکتری در رشته ریاضی گرایش آنالیز هارمونیک شد و در حال حاضر به عنوان عضو هیات علمی دانشکده ریاضی دانشگاه صنعتی سیرجان است.

محمد جواد نصیری
گروه مهندسی کامپیوتر، دانشکده فنی، دانشگاه فسا، فسا، ایران
nasiri@eng.ui.ac.ir

محمد جواد نصیری متولد ۱۳۵۸ در شهرستان نی ریز در استان فارس است. وی مدرک کارشناسی مهندسی کامپیوتر گرایش معماری در سال ۱۳۸۱ و کارشناسی ارشد ۱۳۸۵ از دانشگاه اصفهان اخذ کرد. ایشان از سال ۱۳۷۸ عضویت هیئت علمی دانشگاه فسا شد. در حال حاضر دانشجوی دکتری در دانشگاه اصفهان است.

افسانه نورمندی‌پور
گروه مهندسی کامپیوتر، دانشکده مهندسی کامپیوتر، دانشگاه صنعتی سیرجان، سیرجان، ایران
afsaneh_nourmandi@yahoo.com

افسانه نورمندی‌پور متولد ۱۳۷۰ در شهر سیرجان است. وی در سال ۱۳۸۹ وارد مقطع کارشناسی مهندسی کامپیوتر گرایش نرم افزار دانشگاه صنعتی سیرجان شد، ورودی ۱۳۹۳ مقطع کارشناسی ارشد مهندسی کامپیوتر گرایش نرم‌افزار دانشگاه آزاد واحد سیرجان است. ایشان در حوزه فعالیت ایشان داده‌کاوی، متن کاوی و منطق فازی است.

DOI: http://dx.doi.org/10.22108/msci.2019.102821.1233