



به نام خدا  
پوشش دیسک واحد  
ارائه کتبی - الگوریتم‌های پیشرفته  
نام و نام خانوادگی



دانشگاه صنعتی امیرکبیر، دانشکده مهندسی کامپیوتر  
خردادماه ۱۴۰۱

## چکیده

در این گزارش، چهار مورد از الگوریتم‌های تقریبی که اخیراً برای مسئله پوشش دیسک واحد ارائه شده‌اند شرح داده می‌شوند و پس از پیاده‌سازی، با استفاده از چند مجموعه نقطه دنیای واقعی، مورد ارزیابی تجربی قرار می‌گیرند. معیارهای ارزیابی، تعداد دیسک‌های در نظر گرفته شده و زمان اجرای هر الگوریتم خواهد بود. در نهایت عملکرد هر الگوریتم و بهترین الگوریتم‌ها برای هر معیار گزارش می‌شود.

## ۱ شرح مسئله

مجموعه  $P$  شامل  $n$  نقطه در صفحه داده می‌شود. هدف، پوشش تمام نقاط با استفاده از کمترین تعداد دیسک با شعاع واحد ( $r = 1$ ) است. این مسئله، پوشش دیسک واحد ( $UDC$ )<sup>۱</sup> نامیده شده و یک مسئله ان‌پی‌سخت<sup>۲</sup> به حساب می‌آید [۱]. در کاربردهای مختلف مانند شبکه‌های بی‌سیم، تعیین موقعیت، برنامه‌ریزی حرکت، پردازش تصاویر و... استفاده می‌شود.

## ۲ مرور الگوریتم‌ها

از سال ۱۹۹۱ تاکنون الگوریتم‌های زیادی ارائه شده‌اند که این مسئله را به صورت تقریبی با فاکتورهای تقریب و پیچیدگی‌های زمانی متفاوت، در نرُم اقلیدسی حل می‌کنند. جدول ۱ تاریخچه الگوریتم‌های تقریبی ارائه شده برای این مسئله را نشان می‌دهد.

در ادامه، به ترتیب الگوریتم‌های ذیل بررسی می‌شوند:

- الگوریتم  $BLMS$  که در سال ۲۰۱۷ ارائه شده است [۷].
- الگوریتم  $LL$  که در سال ۲۰۱۴ ارائه شده است [۶].

<sup>۱</sup>Unit Disk Cover

<sup>۲</sup>NP-hard

جدول ۱: خلاصه الگوریتم‌های تقریبی ارائه شده برای UDC

سال	پیچیدگی زمانی	فاکتور تقریب	مرجع
۱۹۹۱	$O(l^2 n^7)$	$2(1 + \frac{1}{l})$	[۲]
۱۹۹۱	$O(n \log S)$	8	[۲]
۱۹۹۵	$O(n^3 \log n)$	$O(1)$	[۳]
۲۰۰۱	$O(Kn)$	$3(1 + \frac{1}{l})^2$	[۴]
۲۰۰۷	$O(n(\log n \log \log n)^2)$	2.8334	[۵]
۲۰۱۴	$O(n \log n)$	25/6	[۶]
۲۰۱۷	$O(n \log n)$	4	[۷]
۲۰۱۸	$O(n \log n)$	4	[۸]
۲۰۱۸	—	$O(1.321^d)$	[۹]
۲۰۱۹	$O(n)$	7	[۱۰]

• الگوریتم  $DGT$  که در سال ۲۰۱۸ ارائه شده است [۹].

• الگوریتم  $FastCover$  که در سال ۲۰۱۹ ارائه شده است [۱۰].

عنوان سه الگوریتم اول، برگرفته از حرف اول نام پژوهشگران مربوط به آن است.

## ۱-۲ الگوریتم $BLMS$

مجموعه  $P$  را به عنوان مجموعه نقاط ورودی که در صفحه قرار دارند و  $C^*$  را پوشش دیسک بهینه برای آن در نظر بگیرید. به خاطر داشته باشید که شعاع هر دیسک واحد برابر با ۱ است.

**تعریف ۱-۲.** در گراف تقاطع دیسک واحد  $UDIG(P)$  نقاط موجود در مجموعه  $P$  رئوس را تشکیل می‌دهند و برای هر جفت  $p, q \in P$  یک یال وجود دارد اگر و تنها اگر  $|pq| \leq 2$  باشد که  $|pq|$  فاصله اقلیدسی بین  $p$  و  $q$  را نشان می‌دهد.

**مشاهده ۲-۲.** برای دو نقطه  $p, q \in P$ ، اگر  $(p, q) \notin UDIG(P)$  آنگاه  $p$  و  $q$  نمی‌توانند با یک دیسک واحد پوشش داده شوند.

**تعریف ۳-۲.** یک مجموعه مستقل در  $UDIG(P)$ ، زیرمجموعه‌ای مانند  $I$  از مجموعه  $P$  است، به طوری که هیچ یالی بین جفت نقطه‌های موجود در  $I$  وجود ندارد. همچنین  $I$  مجموعه مستقل حداکثری<sup>۴</sup> نامیده می‌شود، اگر برای هر  $p \in P \setminus I$ ، مجموعه  $I \cup \{p\}$  در  $UDIG(P)$  مستقل نباشد.

فرض کنید  $I$  مجموعه مستقل حداکثری در  $UDIG(P)$  باشد. طبق مشاهده ۲-۲ اندازه هر مجموعه مستقل در  $UDIG(P)$  یک حد پایین<sup>۵</sup> برای تعداد دیسک‌های مورد نیاز به منظور پوشش  $P$  است. بنابراین

<sup>3</sup>Unit Disk Intersection Graph

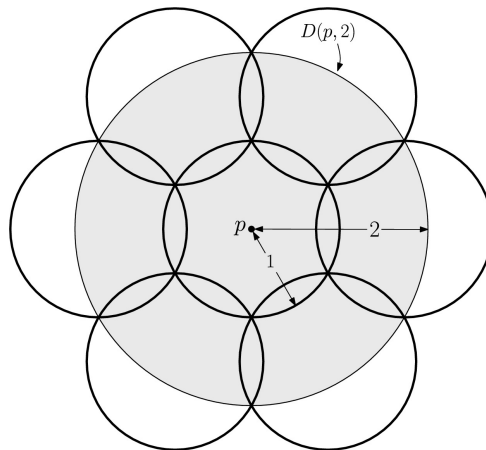
<sup>4</sup>Maximal Independent Set

<sup>5</sup>Lower Bound

خواهیم داشت:

$$|I| \leq |C^*| \quad (1)$$

مطابق شکل ۱ برای پوشش یک دیسک با شعاع ۲، هفت دیسک واحد با شعاع ۱ لازم و کافی است. بر همین اساس، یک الگوریتم با فاکتور تقریب ۷ برای مسئله  $UDC$  به دست می آید. فرض کنید  $I$  یک مجموعه مستقل حداکثری دلخواه در  $UDIG(P)$  باشد. برای هر نقطه  $p \in I$  فرض کنید  $D(p, 2)$  یک دیسک با مرکزیت نقطه  $p$  و شعاع ۲ باشد. همچنین در نظر داشته باشید که  $d(p)$  دیسک واحدی است که نقطه  $p$  را پوشش می دهد. علاوه بر این، تمام نقاطی که از مجموعه  $P$  توسط  $d(p)$  پوشش داده می شوند، در  $D(p, 2)$  وجود دارند. بنابراین با پوشش  $D(p, 2)$  به وسیله ۷ دیسک واحد، به ازای همه  $p \in I$ ، الگوریتمی با فاکتور تقریب ۷ حاصل می شود. باید توجه داشت که  $UDIG(P)$  ممکن است حداکثر  $O(n^2)$  یال داشته باشد. بنابراین پیچیدگی زمانی محاسبه  $UDIG(P)$  در بدترین حالت درجه دو خواهد بود.



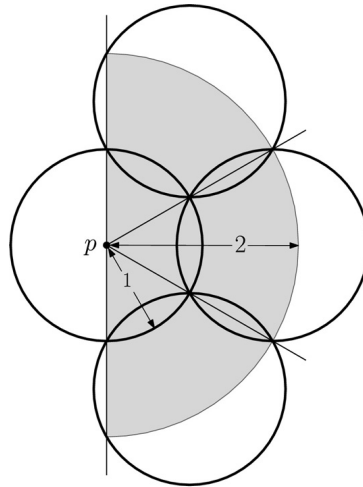
شکل ۱: پوشش  $D(p, 2)$  با دیسک های واحد

در ادامه خواهیم دید که چگونه می توان فاکتور تقریب را به ۴ کاهش داد.  $p$  را سمت چپ ترین نقطه در مجموعه  $P$  در نظر بگیرید. در موارد خاص که مقادیر  $x$  نقاط با هم برابر است، برای انتخاب سمت چپ ترین نقطه، کمتر بودن مقدار  $y$  را ملاک قرار می دهیم. فرض کنید خط عمودی  $l$  از نقطه  $p$  عبور کند؛  $R(p)$  اشتراک  $D(p, 2)$  با نیم صفحه<sup>۶</sup> سمت راست  $l$  خواهد بود؛ یعنی  $R(p)$  نیم دیسک سمت راست  $D(p, 2)$  است (مطابق شکل ۲).

همان طور که قبلاً هم توضیح داده شد، تمام نقاط مجموعه  $P$  که با  $d(p)$  پوشش داده شده اند، در  $D(p, 2)$  و به تبع آن در  $R(p)$  نیز قرار دارند. مطابق شکل ۲، نیم دیسک  $R(p)$  می تواند با ۴ دیسک واحد

<sup>۶</sup>Half-plane

پوشش داده شود. قسمت دوم شکل، حالتی از موقعیت قرار گرفتن ۷ نقطه را نشان می‌دهد که برای پوشش آنها حداقل به ۴ دیسک واحد نیاز است.



شکل ۲: پوشش  $R(p)$  با دیسک‌های واحد

برای نقطه‌ای مانند  $p$  و مجموعه نقاط  $I$  فاصله  $d(p, I)$  برابر است با کمترین فاصله اقلیدسی بین  $p$  و هر نقطه موجود در  $I$ . اگر مجموعه  $I$  تهی باشد، فاصله بینهایت در نظر گرفته می‌شود. الگوریتم ۱، الگوریتم پیشنهادی با فاکتور تقریب ۴ را نشان می‌دهد. خروجی آن، مجموعه‌ای از دیسک‌های واحد با نام  $C$  است که مجموعه نقاط  $P$  را پوشش می‌دهند. ابتدا لیستی از نقاط که از چپ به راست مرتب شده‌اند ایجاد می‌شود. سپس هردفعه اولین عنصر  $p$  از لیست انتخاب و حذف می‌شود. اگر فاصله  $d(p, I) \leq 2$  باشد، نشان‌دهنده این است که قبلاً نقطه  $p$  توسط یکی از دیسک‌های مجموعه  $C$  پوشش داده شده است. در غیر این صورت، نیم‌دیسک  $R(p)$  با ۴ دیسک واحد پوشش داده می‌شود و به مجموعه  $C$  اضافه می‌شود. در نهایت مجموعه دیسک‌های واحد  $C$  به‌عنوان خروجی حاصل می‌شود.

---

#### الگوریتم ۱ نسخه اولیه BLMS

- 1:  $C = \emptyset$
  - 2:  $I = \emptyset$
  - 3:  $L =$  List of points in  $P$  sorted from left to right
  - 4: **while**  $L$  is not empty **do**
  - 5:      $p =$  first element of  $L$
  - 6:     **if**  $d(p, I) > 2$  **then**
  - 7:         Cover  $R(p)$  by 4 unit disks  $c_1, c_2, c_3, c_4$
  - 8:          $C = C \cup \{c_1, c_2, c_3, c_4\}$
  - 9:          $I = I \cup \{p\}$
  - 10:      $L = L - \{p\}$
  - 11: **return**  $C$
- 

در هر تکرار الگوریتم ۱، نقطه  $p$  به مجموعه  $I$  اضافه می‌شود، اگر و تنها اگر  $d(p, I) > 2$  باشد. بنابراین

$p$  در  $UDIG(P)$  به هیچ نقطه‌ای از  $I$  متصل نیست. همچنین بعد از خاتمه الگوریتم،  $I$  یک مجموعه مستقل حداکثری خواهد بود.

**قضیه ۲-۴.** فاکتور تقریب الگوریتم ۱ برای مسئله پوشش دیسک واحد، ۴ است.

**برهان.** مجموعه نقاط  $I$  و مجموعه دیسک‌های واحد  $C$  را در پایان الگوریتم، در نظر بگیرید. براساس رابطه ۱ می‌دانیم که نامساوی  $|I| \leq |C^*|$  برقرار است. به‌ازای نقاط  $p \in I$  هر نقطه  $q \in P$  در یک نیم‌دیسک  $R(p)$  قرار دارد (ممکن است  $q = p$  باشد). چون برای هر نقطه  $p \in I$ ، نیم‌دیسک  $R(p)$  با ۴ دیسک واحد پوشش داده می‌شود، مجموعه  $C$  مجموعه  $P$  را پوشش می‌دهد. بنابراین رابطه  $|C| \leq 4|I| \leq 4|C^*|$  برقرار است.

پیچیدگی زمانی الگوریتم ۱  $O(n \log n + n.t(d))$  است.  $t(d)$  پیچیدگی زمانی محاسبه فاصله  $d(p, I)$  را نشان می‌دهد. محاسبه این فاصله با پیچیدگی زمانی  $O(\log^2 n)$  قابل انجام است [۱۱]. بنابراین پیچیدگی نهایی الگوریتم،  $O(\log^2 n)$  است که در ادامه با استفاده از تکنیک جاروی صفحه، بهبود می‌یابد. به‌جای محاسبه فاصله  $d(p, I)$  کافی است بدانیم فاصله نقطه  $p$  از مجموعه  $I$  از ۲ بیشتر است یا نه؛ یعنی به یک مسئله تصمیم‌گیری تبدیل شود. به تدریج که یک نقطه جدید مانند  $p$  به مجموعه  $I$  اضافه می‌شود، نقاط مجموعه  $P$  که در نیم‌دیسک  $R(p)$  قرار دارند، حذف می‌شوند. بر همین اساس، یک الگوریتم با استفاده از تکنیک جاروی صفحه و پیچیدگی زمانی  $O(n \log n)$  ارائه می‌شود.

در الگوریتم ۲، ابتدا نقاط بر اساس مؤلفه  $x$  از چپ به راست مرتب شده و در صف رخدادها درج می‌شوند. خط جارو به‌صورت عمودی از چپ به راست بر روی نقاط حرکت می‌کند. به هر نقطه که می‌رسد، اگر نقطه انتهایی یک نیم‌دیسک باشد، نقطه ابتدایی مربوط به آن نیم‌دیسک را از درخت وضعیت حذف می‌کند. در غیر این صورت، دو نقطه همسایه از بالا و دو نقطه همسایه از پایین را در درخت وضعیت برای این نقطه پیدا می‌کند. اگر فاصله آن با حداقل یکی از این ۴ همسایه کمتر یا مساوی ۲ باشد، به این معنا است که نقطه مورد نظر قبلاً در یک نیم‌دیسک قرار گرفته و تحت پوشش است و نیاز به اقدام خاصی نیست. در غیر این صورت، یک نیم‌دیسک به شعاع ۲ و مرکز آن نقطه در نظر گرفته می‌شود و مرکز ۴ دیسک واحد پوشش‌دهنده آن نیم‌دیسک محاسبه و به‌عنوان جواب گزارش می‌شود. سپس آن نقطه به‌عنوان نقطه ابتدایی نیم‌دیسک، در مکان مناسب خود در درخت وضعیت درج می‌شود. همچنین، نقطه انتهایی این نیم‌دیسک با اضافه کردن ۲ واحد به مؤلفه  $x$  مرکز آن، محاسبه شده و در جای مناسب در صف رخدادها درج می‌شود. لازم به ذکر است که درخت وضعیت، شامل نقاط ابتدایی نیم‌دیسک‌هایی است که در هر لحظه با خط جارو متقاطع‌اند و به‌صورت مرتب شده بر اساس مؤلفه  $y$  از پایین به بالا قرار گرفته‌اند.

- 1: Initialize an empty event queue  $Q$ . Insert the points in ascending order of their x-coordinates into  $Q$ .
- 2: Initialize an empty BST status structure  $T$ .
- 3: Initialize an empty list  $C$ .
- 4: **while**  $Q$  is not empty **do**
- 5:     Determine the next event point  $p$  in  $Q$  and delete it.
- 6:     **if**  $p$  is an end-point **then**
- 7:         Delete the start-point of the corresponding half-disk from  $T$ .
- 8:     **else**
- 9:         Find the 2 top and the 2 bottom neighbors of  $p$  in  $T$ .
- 10:        **if** The distance between  $p$  and all of these 4 neighbors is greater than 2 **then**
- 11:            Calculate center points of the 4 unit disks which cover half-disk of point  $p$  and insert them into  $C$ .
- 12:            Insert  $p$  into  $T$ .
- 13:            Insert the end-point  $q = (p_x + 2, p_y)$  into  $Q$ .
- 14: **return**  $C$

## ۲-۲ الگوریتم LL

در این الگوریتم، صفحه به نوارهای عمودی با عرض  $\sqrt{3}$  تقسیم می‌شود. از هر نوار، یک جواب تقریبی با مرتب‌سازی نقاط براساس مؤلفه  $y$  به صورت نزولی به دست می‌آید. نقطه بعدی درون یک نوار که هنوز پوشش داده نشده است، با قرار دادن یک دیسک در پایین‌ترین مکان ممکن، پوشش داده می‌شود. مرکز این دیسک‌ها، روی خطوط عمودی که نوارها را به دو قسمت تقسیم می‌کنند قرار می‌گیرد. جواب نهایی با اجتماع جواب همه نوارها حاصل می‌شود. این سامانه نواری، ۵ مرتبه به سمت راست و هر دفعه به اندازه  $\sqrt{3}/6$  شیفت داده می‌شود. در هر شیفت، یک جواب به دست می‌آید. از بین این ۶ جواب، آن جوابی که کمترین دیسک را استفاده کرده باشد به عنوان جواب نهایی در نظر گرفته می‌شود. جزئیات بیشتر در الگوریتم ۳ موجود است. فاکتور تقریب این الگوریتم  $4.17 \approx 25/6$  است.

```

1: Disk-Centers  $\leftarrow \emptyset$ , min  $\leftarrow n + 1$ ;
2: Sort  $P$  w.r.t  $x$ -coordinate in  $O(n \log n)$  time;
3: for  $i \in \{0, 1, 2, 3, 4, 5\}$  do
4:   current  $\leftarrow 1$ ,  $C \leftarrow \emptyset$ , right  $\leftarrow P[1]_x + \frac{i\sqrt{3}}{6}$ ;
5:   while current  $\leq n$  do
6:     index  $\leftarrow$  current;
7:     while  $P[\text{current}]_x < \text{right}$  and current  $\leq n$  do
8:       current  $\leftarrow$  current + 1;
9:        $x\text{-of-restriction-line} \leftarrow \text{right} - \sqrt{3}/2$ , segments  $\leftarrow \emptyset$ ;
10:      for  $j \leftarrow \text{index}$  to current-1 do
11:         $d \leftarrow P[j]_x - x\text{-of-restriction-line}$ ,  $y \leftarrow \sqrt{1 - d^2}$ ;
12:        Create a segment  $s$  having the endpoints  $(x\text{-of-restriction-line}, P[j]_y + y)$  and
           $(x\text{-of-restriction-line}, P[j]_y - y)$  and insert it into segments;
13:      Sort segments in non-ascending order based on  $y$ -coordinates of their tops. Greedily
          stab them by choosing the stabbing point as low as possible, while still stabbing the
          topmost unstabbed segment. Put the stabbing points (the disk centers) in  $C$ ;
14:      Increment right by a multiple of  $\sqrt{3}$  such that  $P[\text{current}] - \text{right} \leq \sqrt{3}$ ;
15:      if  $|C| < \text{min}$  then
16:        Disk-Centers  $\leftarrow C$ , min  $\leftarrow |C|$ ;
17: return Disk-Centers;

```

---

## ۳-۲ الگوریتم $DGT$

این الگوریتم، ساده و برخط است. به‌ازای هر نقطه‌ای که تاکنون تحت پوشش قرار نگرفته است، یک دیسک واحد به مرکز آن نقطه ایجاد می‌شود. فاکتور تقریب آن در صفحه، ۵ است. در فضای با ابعاد  $d$  دارای فاکتور تقریب  $O(1.321^d)$  است. برای مشاهده توصیف سطح بالا، به الگوریتم ۴ مراجعه نمایید.

```

1: Disk-Centers  $\leftarrow \emptyset$ ;
2: for  $p \in P$  do
3:   if the distance from  $p$  to the nearest point in Disk-Centers is  $> 1$  then
4:     Disk-Centers  $\leftarrow$  Disk-Centers  $\cup \{p\}$ ;
5: return Disk-Centers;

```

---

## ۴-۲ الگوریتم *FastCover*

در این الگوریتم، از یک شبکه<sup>۷</sup> با مربع‌های به ضلع  $\sqrt{2}$  استفاده می‌شود. هر مربع از این شبکه، می‌تواند توسط یک دیسک به شعاع واحد محاط شود. به‌ازای هر نقطه، اگر توسط یکی از دیسک‌هایی که قبلاً قرار گرفته است تحت پوشش باشد، عملی انجام نمی‌شود؛ در غیر این صورت، یک دیسک واحد به مرکز مربعی که آن نقطه درونش قرار گرفته است، ایجاد می‌شود.

در پیاده‌سازی برای جستجوی سریع‌تر، از یک جدول درهم‌ساز<sup>۸</sup> استفاده می‌شود. در این جدول، مختصات مرکز دیسک‌هایی که اضافه شده‌اند ذخیره می‌شود. برای جلوگیری از مشکلات اعداد اعشاری، از یک جفت عدد صحیح برای نمایش مرکز هر دیسک استفاده می‌شود. مختصات حقیقی می‌تواند با ضرب کردن هر عدد صحیح در  $\sqrt{2}$  و اضافه کردن  $1/\sqrt{2} = \sqrt{2}/2$  به آن به دست بیاید. برای به دست آوردن اعداد صحیح از روی یک نقطه، مؤلفه‌های  $x, y$  آن بر  $\sqrt{2}$  تقسیم می‌شود. در واقع این اعداد صحیح، مربع مربوط به آن نقطه را در شبکه نشان می‌دهد. این فرآیند در الگوریتم ۵ قابل ملاحظه است.

این الگوریتم دارای فاکتور تقریب ۷ و پیچیدگی زمانی  $O(n)$  است. یک الگوریتم برخط به حساب می‌آید و هیچ پیش‌پردازشی مثل مرتب‌سازی روی نقاط انجام نمی‌دهد. به اندازه  $O(s)$  حافظه اضافی مصرف می‌کند که  $s$  نشان‌دهنده اندازه پوشش تولید شده است.

---

### الگوریتم ۵ محاسبه موقعیت دیسک‌های واحد با استفاده از *FastCover*

---

```
1:  $\mathcal{H} \leftarrow \emptyset$ ; Disk-Centers  $\leftarrow \emptyset$ ;  
2: for  $p \in P$  do  
3:    $i \leftarrow \lfloor p_x/\sqrt{2} \rfloor$ ;  $j \leftarrow \lfloor p_y/\sqrt{2} \rfloor$ ;  
4:   if  $(i, j) \notin \mathcal{H}$  then  
5:     insert  $(i, j)$  into  $\mathcal{H}$  and  $(\sqrt{2}i + \frac{1}{\sqrt{2}}, \sqrt{2}j + \frac{1}{\sqrt{2}})$  into Disk-Centers;  
6: return Disk-Centers;
```

---

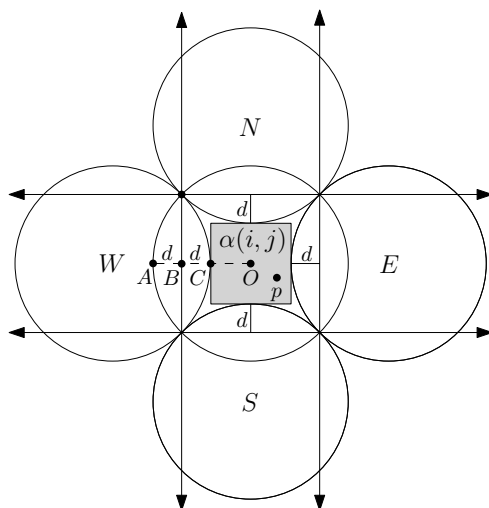
این الگوریتم را می‌توان کمی بهبود داد. وقتی که یک نقطه در یک مربع از شبکه قرار می‌گیرد، ممکن است توسط ۴ دیسک واحد که مربوط به مربع‌های همسایه است و قبلاً اضافه شده‌اند تحت پوشش باشد (مطابق شکل ۳). بنابراین بهتر است برای کاهش تعداد دیسک‌ها این شرایط نیز بررسی شود. در الگوریتم ۶ جزئیات نسخه بهبودیافته ذکر شده است.

---

<sup>7</sup>Grid

<sup>8</sup>Hash table





شکل ۳: امکان پوشش یک نقطه با دیسک‌های مربع‌های همسایه

---

الگوریتم ۶ محاسبه موقعیت دیسک‌های واحد با استفاده از *FastCover+*

---

- 1:  $\mathcal{H} \leftarrow \emptyset$ ; Disk-Centers  $\leftarrow \emptyset$ ;
  - 2: **for**  $p \in P$  **do**
  - 3:    $i \leftarrow \lfloor p_x / \sqrt{2} \rfloor$ ;  $j \leftarrow \lfloor p_y / \sqrt{2} \rfloor$ ;
  - 4:   **if**  $(i, j) \in \mathcal{H}$  **then**
  - 5:     update  $B(i, j)$  using  $p$ ;  $\{p$  is already covered by  $D(i, j)\}$
  - 6:   **else if**  $p_x \geq \sqrt{2}(i + 1.5) - 1$  **and**  $(i + 1, j) \in \mathcal{H}$  **and**  
    distance( $p, (\sqrt{2}(i + 1) + \frac{1}{\sqrt{2}}, \sqrt{2}j + \frac{1}{\sqrt{2}})$ )  $\leq 1$  **then**
  - 7:     **continue**;  $\{p$  is covered by the grid-disk  $E$  placed before}
  - 8:   **else if**  $p_x \leq \sqrt{2}(i - 0.5) + 1$  **and**  $(i - 1, j) \in \mathcal{H}$  **and**  
    distance( $p, (\sqrt{2}(i - 1) + \frac{1}{\sqrt{2}}, \sqrt{2}j + \frac{1}{\sqrt{2}})$ )  $\leq 1$  **then**
  - 9:     **continue**;  $\{p$  is covered by the grid-disk  $W$  placed before}
  - 10:   **else if**  $p_y \geq \sqrt{2}(j + 1.5) - 1$  **and**  $(i, j + 1) \in \mathcal{H}$  **and**  
    distance( $p, (\sqrt{2}i + \frac{1}{\sqrt{2}}, \sqrt{2}(j + 1) + \frac{1}{\sqrt{2}})$ )  $\leq 1$  **then**
  - 11:     **continue**;  $\{p$  is covered by the grid-disk  $N$  placed before}
  - 12:   **else if**  $p_y \leq \sqrt{2}(j - 0.5) + 1$  **and**  $(i, j - 1) \in \mathcal{H}$  **and**  
    distance( $p, (\sqrt{2}i + \frac{1}{\sqrt{2}}, \sqrt{2}(j - 1) + \frac{1}{\sqrt{2}})$ )  $\leq 1$  **then**
  - 13:     **continue**;  $\{p$  is covered by the grid-disk  $S$  placed before}
  - 14:   **else**
  - 15:     insert  $(i, j)$  into  $\mathcal{H}$  and  $(\sqrt{2}i + \frac{1}{\sqrt{2}}, \sqrt{2}j + \frac{1}{\sqrt{2}})$  into Disk-Centers;
  - 16: **return** Disk-Centers;
- 

بهبود دیگری می‌توان روی الگوریتم اعمال نمود. اگر نقاط موجود در دو دیسک مجاور را بتوان با یک دیسک پوشش داد، یعنی قطر مجموعه نقاط هر دو دیسک کمتر از ۲ باشد، می‌توان آن دو دیسک را ادغام نمود. برای ادغام، یک دیسک واحد به مرکز وسط قطر مجموعه نقاط در نظر گرفته می‌شود. برای اینکه محاسبه قطر، تأثیری روی پیچیدگی زمانی الگوریتم نداشته باشد، به همراه هر دیسک واحدی که ایجاد

می‌شود، یک مستطیل مرزی نیز برای مجموعه نقاط موجود در آن نگهداری می‌شود. هر دفعه که یک نقطه جدید تحت پوشش یک دیسک واحد قرار می‌گیرد، ابعاد مستطیل مرزی مربوط به آن نیز بروزرسانی می‌شود. این بروزرسانی در  $O(1)$  قابل انجام است. جزئیات بیشتر در الگوریتم ۷ ذکر شده است.

---

**الگوریتم ۷** محاسبه موقعیت دیسک‌های واحد با استفاده از *FastCover* ++

---

```

1:  $\mathcal{H} \leftarrow \emptyset$ ; Disk-Centers  $\leftarrow \emptyset$ ;
2: for  $p \in P$  do
3:    $i \leftarrow \lfloor p_x / \sqrt{2} \rfloor$ ;  $j \leftarrow \lfloor p_y / \sqrt{2} \rfloor$ ;
4:   if  $(i, j) \in \mathcal{H}$  then
5:     update  $B(i, j)$  using  $p$ ;  $\{p$  is already covered by  $D(i, j)\}$ 
6:   else if  $p_x \geq \sqrt{2}(i + 1.5) - 1$  and  $(i + 1, j) \in \mathcal{H}$  and
       distance( $p, (\sqrt{2}(i + 1) + \frac{1}{\sqrt{2}}, \sqrt{2}j + \frac{1}{\sqrt{2}})$ )  $\leq 1$  then
7:     update  $B(i + 1, j)$  using  $p$ ;  $\{p$  is covered by the grid-disk  $E$  placed before}
8:   else if  $p_x \leq \sqrt{2}(i - 0.5) + 1$  and  $(i - 1, j) \in \mathcal{H}$  and
       distance( $p, (\sqrt{2}(i - 1) + \frac{1}{\sqrt{2}}, \sqrt{2}j + \frac{1}{\sqrt{2}})$ )  $\leq 1$  then
9:     update  $B(i - 1, j)$  using  $p$ ;  $\{p$  is covered by the grid-disk  $W$  placed before}
10:  else if  $p_y \geq \sqrt{2}(j + 1.5) - 1$  and  $(i, j + 1) \in \mathcal{H}$  and
       distance( $p, (\sqrt{2}i + \frac{1}{\sqrt{2}}, \sqrt{2}(j + 1) + \frac{1}{\sqrt{2}})$ )  $\leq 1$  then
11:    update  $B(i, j + 1)$  using  $p$ ;  $\{p$  is covered by the grid-disk  $N$  placed before}
12:  else if  $p_y \leq \sqrt{2}(j - 0.5) + 1$  and  $(i, j - 1) \in \mathcal{H}$  and
       distance( $p, (\sqrt{2}i + \frac{1}{\sqrt{2}}, \sqrt{2}(j - 1) + \frac{1}{\sqrt{2}})$ )  $\leq 1$  then
13:    update  $B(i, j - 1)$  using  $p$ ;  $\{p$  is covered by the grid-disk  $S$  placed before}
14:  else
15:    insert  $(i, j)$  into  $\mathcal{H}$  and initialize  $B(i, j)$  using  $p$ ;
16:  while there is a grid-disk  $(i, j) \in \mathcal{H}$  that is not considered yet do
17:    if there is a grid disk  $(k, \ell) \in \mathcal{H}$  such that  $|i - k| \leq 1, |j - \ell| \leq 1$  and the diagonal-length
       of the bounding-box  $B := B(i, j) \cup B(k, \ell)$  is at most 2 then
18:      remove  $(i, j)$  and  $(k, \ell)$  from  $\mathcal{H}$  and add the center of  $B$  to Disk-Centers;
19:  for every grid-disk  $(i, j) \in \mathcal{H}$  do
20:    insert  $(\sqrt{2}i + \frac{1}{\sqrt{2}}, \sqrt{2}j + \frac{1}{\sqrt{2}})$  into Disk-Centers;
21: return Disk-Centers;

```

---

### ۳ ارزیابی

همه الگوریتم‌ها با زبان ++C و کتابخانه CGAL پیاده‌سازی شده‌اند. هر کدام از آنها بر روی ۱۰ مجموعه نقطه دنیای واقعی اجرا شده‌اند. جدول ۲ نتایج ارزیابی را نشان می‌دهد. هر الگوریتم، ۵ بار بر روی هر مجموعه نقطه اجرا شده است. هر خانه کمترین تعداد دیسک و کمترین زمان پردازش برحسب ثانیه از بین این ۵ اجرا را نشان می‌دهد. منظور از  $LL - 1P$ ، اجرای یک مرحله‌ای الگوریتم ۳ به جای شش مرحله است.

جدول ۲: نتایج ارزیابی الگوریتم‌ها

	LL	LL-1P	BLMS	DGT	FastCover	FastCover+	FastCover++
birch3	99989, 0.18	99991, 0.03	99994, 0.05	99993, 0.07	99996, 0.02	99995, 0.02	99980, 0.08
monalisa	100000, 0.15	100000, 0.03	100000, 0.11	100000, 0.08	100000, 0.02	100000, 0.02	100000, 0.08
usa	115475, 0.17	115475, 0.04	115475, 0.12	115475, 0.09	115475, 0.02	115475, 0.03	115475, 0.10
KDDCU2D	1147, 0.19	1152, 0.04	1692, 0.10	1626, 0.01	1418, 0.01	1374, 0.01	1257, 0.01
europe	168253, 0.35	168271, 0.06	168088, 0.19	168069, 0.16	168333, 0.03	168277, 0.04	167811, 0.20
wildfires	622, 3.74	622, 0.88	842, 1.21	787, 0.12	663, 0.04	637, 0.04	620, 0.06
world	6667, 2.84	6680, 0.51	9145, 0.79	10980, 0.15	7874, 0.03	7576, 0.04	6967, 0.07
nyctaxi	25, 13.84	26, 3.09	32, 2.90	31, 0.13	34, 0.05	31, 0.05	25, 0.10
uber	3, 21.06	3, 4.75	5, 4.03	5, 0.19	5, 0.06	4, 0.06	4, 0.16
hail2015	888, 39.83	889, 9.82	1193, 11.19	1128, 0.74	901, 0.28	860, 0.28	847, 0.42

## ۴ نتیجه‌گیری

در مجموعه نقطه‌های دنیای واقعی، اگر معیار با اهمیت‌تر برای ارزیابی، تعداد دیسک‌های استفاده شده باشد، الگوریتم *LL* عملکرد بهتری دارد. هرچند که الگوریتم *FastCover++* در برخی موارد، هم از لحاظ تعداد دیسک‌ها و هم زمان اجرا، عملکرد بهتری داشته است.

اگر معیار مهم‌تر، زمان اجرا باشد الگوریتم *FastCover* عملکرد بهتری داشته است؛ اما چون تفاوت چندانی با نسخه بهبودیافته خود که تعداد دیسک‌های کمتری تولید می‌کند ندارد، استفاده از *FastCover++* پیشنهاد می‌شود.

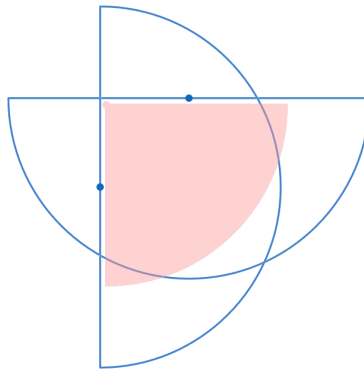
اگر هر دو معیار تعداد دیسک‌ها و زمان اجرا با اهمیت باشد، استفاده از الگوریتم *FastCover++* توصیه می‌شود؛ چرا که تعادل خوبی بین هر دو معیار برقرار می‌کند [۱۲].

- [1] R. J. Fowler, M. S. Paterson, and S. L. Tanimoto, "Optimal packing and covering in the plane are np-complete," *Information processing letters*, vol.12, no.3, pp.133–137, 1981.
- [2] T. F. Gonzalez, "Covering a set of points in multidimensional space," *Information processing letters*, vol.40, no.4, pp.181–188, 1991.
- [3] H. Brönnimann and M. T. Goodrich, "Almost optimal set covers in finite vc-dimension," *Discrete & Computational Geometry*, vol.14, no.4, pp.463–479, 1995.
- [4] M. Franceschetti, M. Cook, and J. Bruck, "A geometric theorem for approximate disk covering algorithms," 2001.
- [5] B. Fu, Z. Chen, and M. Abdelguerfi, "An almost linear time 2.8334-approximation algorithm for the disc covering problem," in *International Conference on Algorithmic Applications in Management*, pp.317–326, Springer, 2007.
- [6] P. Liu and D. Lu, "A fast 25/6-approximation for the minimum unit disk cover problem," *arXiv*, 2014.
- [7] A. Biniarz, P. Liu, A. Maheshwari, and M. Smid, "Approximation algorithms for the unit disk cover problem in 2d and 3d," *Computational Geometry*, vol.60, pp.8–18, 2017.
- [8] M. Imanparast and S. N. Hashemi, "A simple greedy approximation algorithm for the unit disk cover problem," *AUT Journal of Mathematics and Computing*, vol.1, no.1, pp.47–55, 2020.
- [9] A. Dumitrescu, A. Ghosh, and C. D. Tóth, "Online unit covering in euclidean space," *Theoretical Computer Science*, vol.809, pp.218–230, 2020.
- [10] A. Ghosh, B. Hicks, and R. Shevchenko, "Unit disk cover for massive point sets," in *International Symposium on Experimental Algorithms*, pp.142–157, Springer, 2019.
- [11] J. L. Bentley and J. B. Saxe, "Decomposable searching problems i. static-to-dynamic transformation," *Journal of Algorithms*, vol.1, no.4, pp.301–358, 1980.
- [12] R. Friederich, M. Graham, A. Ghosh, B. Hicks, and R. Shevchenko, "Experiments with unit disk cover algorithms for covering massive pointsets," *arXiv*, 2022.

## پیوست

همان طور که در جدول ۱ ملاحظه شد، بهترین الگوریتم‌هایی که تاکنون برای مسئله  $UDC$  ارائه شده‌اند، دارای فاکتور تقریب ۴ هستند. اینجانب، توجه زیادی به این مسئله با هدف بهبود فاکتور تقریب و نگارش مقاله نمودم. ایده‌های مختلفی برای بهبود فاکتور تقریب به ذهنم رسید که پس از بررسی‌های فراوان متوجه شدم برخی از آنها اشتباه است و برخی دیگر را به دلیل کمبود زمان نتوانستم به‌طور دقیق بررسی کنم. در ادامه تعدادی از آنها را بیان می‌کنم.

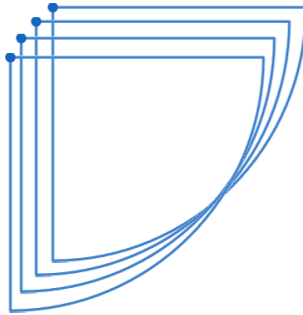
ایده اول، با هدف کاهش فاکتور تقریب از ۴ به ۳ بود. در شکل ۲ نشان داده شد که برای پوشش یک نیم‌دیسک به شعاع ۲، دقیقاً به ۴ دیسک واحد احتیاج است. بر اساس این شکل، برای پوشش یک ربع‌دیسک نیز دقیقاً به ۳ دیسک واحد احتیاج است. با فرض اینکه اشتراک دو نیم‌دیسک به شعاع ۲ حداکثر با یک ربع‌دیسک قابل پوشش است، می‌توان یک‌بار مطابق الگوریتم ۲ خط جارو را از چپ به راست و بار دیگر از بالا به پایین حرکت داد. طی این دو مرحله، تعدادی نیم‌دیسک حاصل می‌شود. نواحی از نیم‌دیسک‌ها که با یکدیگر هم‌پوشانی پیدا می‌کنند (اشتراک نیم‌دیسک‌ها) مواردی است که لازم است با دیسک‌های واحد پوشش داده شود. پس از بررسی مشخص شد که این ایده عملی نیست. چون فرض اولیه اشتباه است و حالت‌هایی وجود دارد که اشتراک دو نیم‌دیسک بیشتر از حد تصور می‌شود و نمی‌توان آن را با یک ربع‌دیسک پوشش داد (مطابق شکل ۴).



شکل ۴: عدم امکان پوشش اشتراک دو نیم‌دیسک با ربع‌دیسک

ایده دوم نیز با هدف کاهش فاکتور تقریب از ۴ به ۳ بود. به جای نیم‌دیسک‌های با شعاع ۲، ربع‌دیسک‌هایی به شعاع ۲ در نظر گرفته می‌شود که هر کدام با ۳ دیسک واحد قابل پوشش هستند. در الگوریتم ۸ جزئیات ایده بیان شده است. در این الگوریتم، خط جارو از بالا به پایین بر روی نقاط حرکت می‌کند. پس از بررسی، مشخص شد که این ایده نیز، عملی نیست. زیرا مانند شکل ۵ حالت‌هایی وجود دارد که ربع‌دیسک‌های زیادی با یکدیگر هم‌پوشانی پیدا می‌کنند و در نهایت فاکتور تقریب،  $O(n)$  می‌شود.

- 1: Initialize an empty event queue  $Q$ . Insert the points in descending order of their y-coordinates into  $Q$ . If two points have the same y-coordinate, the one with smaller x-coordinate has higher priority.
- 2: Initialize an empty BST status structure  $T$ .
- 3: Initialize an empty list  $C$ .
- 4: **while**  $Q$  is not empty **do**
- 5:     Determine the next event point  $p$  in  $Q$  and delete it.
- 6:     **if**  $p$  is an end-point **then**
- 7:         Delete the start-point of the corresponding quarter disk from  $T$ .
- 8:     **else**
- 9:         Find the two left neighbors  $p', p''$  of  $p$  in  $T$ . If  $p$  has the same x-coordinate with a point in  $T$ , consider the point with the higher y-coordinate as the left.
- 10:        **if**  $|pp'| > 2$  and  $|pp''| > 2$  **then**
- 11:            Calculate center points of the 3 unit disks which cover quarter disk of point  $p$  and insert them into  $C$ .
- 12:            Insert  $p$  into  $T$ .
- 13:            Insert the end-point  $q = (p_x, p_y + 2)$  into  $Q$ .
- 14: **return**  $C$



شکل ۵: حالتی که ربع‌دیسک‌های زیادی همپوشانی پیدا می‌کنند