

주파수 재할당 문제 해결을 위한 타부 서치 알고리즘 개발

한정희[†]

강원대학교 경영학과

Tabu Search Algorithm for Frequency Reassignment Problem in Mobile Communication Networks

Junghee Han

College of Business Administration, Kangwon National University, Chuncheon, 200-701

In this paper, I present a new frequency reassignment problem (FRP) that arises when new base stations are installed for capacity expansion of mobile network, and develop two mathematical models for the FRP. Also, I develop two inequalities in order to tighten the developed mathematical model. Then, I develop two-phase tabu search heuristic for solving the real sized large problems. Computational results show that the developed inequalities are effective in reducing the computation time for obtaining the optimal solution to the problem of small to medium size. Also, the proposed tabu search heuristic provides feasible solutions of good quality to the most test problem instances within reasonable computation time.

Keywords: frequency assignment, integer programming, tabu search

1. 서론

1.1 주파수 재배치 문제 정의

이 논문에서는 이동통신 네트워크의 이동 가입자 수용 용량 증대 및 서비스 지역 확대를 위해 신규 기지국을 설치할 때 발생하는 주파수 재배치 문제(FRP; Frequency Reassignment Problem)를 다룬다. 인접한 두 기지국에 할당된 주파수가 충분한 이격거리를 확보하고 있지 못하면 두 주파수 사이에는 상호 간섭이 발생한다. 주파수 간 간섭 현상은 통화 품질을 저하시킬 뿐만 아니라, 코드분할다중접속(CDMA; Code Division Multiple Access) 방식의 이동통신 네트워크에서는 가입자 수용 용량을 감소시킨다(Lee and Bang, 2001). 따라서, 모든 기지국에는 주변 기지국에 할당되는 주파수와 충분한 이격거리가 확보될 수 있도록 주파수를 할당하는 것이 바람직하다. 기지국 간 주파수 이격거리를 고려한 주파수 할당 문제는 일반적으로 그래프 컬러링(graph coloring) 문제로 표현할 수 있으나 (Aardal *et al.*, 2001), 현재 운용중인 이동통신 네트워크에 기지

국을 추가로 설치할 경우에는 좀더 복잡한 조합 최적화(combinatorial optimization) 문제가 나타난다. 가령, 기존 기지국에 할당된 주파수와 충분한 이격거리가 확보된 주파수를 신규 기지국에 할당할 수 없는 경우에는 기존 기지국에 할당된 주파수를 변경하여 신규 기지국을 포함한 모든 기지국에 할당되는 주파수가 기지국 간 주파수 최소 이격거리를 만족하도록 해야 한다. 이와 같은 상황에서는 기존 기지국의 주파수 변경을 최소화할 필요가 있다. 아래에는 이 논문에서 제시하는 FRP 문제를 자세히 설명하기 위해 기지국의 주파수 변경 과정을 설명한다.

가입자의 모든 신규 접속 요구 및 인접 기지국으로부터 넘어오는 핸드오프(in-bound handoff)를 차단하고, 기지국 송신 출력(transmission power)을 점진적으로 낮춤으로써 해당 기지국의 서비스 영역을 좁혀간다. 이 과정에서 해당 기지국에 접속하여 통화중인 가입자는 인접 기지국으로 핸드오프(out-bound handoff)된다. 기지국의 출력이 완전히 차단되면 새로운 주파수를 할당한 후 기지국 송신 출력을 다시 점진적으로 증가시켜가며 정상적인 서비스 영역을 확보한다.

[†] 이 연구는 2004년도 강원대학교 신입교수 일반 연구비 지원 사업에 의해 수행되었음

[†] 연락처 : 한정희 교수, 200-701 강원도 춘천시 효자2동 강원대학교 경영학과 Fax : 033-252-9518, E-mail : jhhan@kangwon.ac.kr

2004년 6월 접수; 2004년 10월 수정본 접수; 2004년 10월 게재 확정.

앞에 기술한 주파수 변경 과정에서 알 수 있듯이 기지국의 주파수 변경은 순식간에 이루어지는 것이 아니며, 통화중인 가입자의 통화 단절을 방지하기 위해서는 기지국의 출력을 서서히 낮추는 것이 중요하다. 또한, CDMA 방식의 이동전화 네트워크에서는 기지국의 주파수를 변경한 다음에도 기지국의 출력을 서서히 증가시키는 것이 매우 중요하다. 왜냐하면, CDMA 방식에서는 인접 기지국의 송신 출력이 모두 잡음으로 간주되며 수신 잡음이 급격히 증가할 경우, 신호 대 잡음비(SNR; Signal to Noise Ratio)를 유지하기 위해 주변 기지국은 송신 출력을 다시 급격히 증가시키게 될 것이며, 이 같은 악순환으로 인해 모든 기지국의 송신 출력이 무한대로 발산할 수 있기 때문이다. 따라서, 주파수와 같은 기지국의 파라미터 변경은 매우 세심한 주의를 필요로 한다.

참고로, CDMA 방식에서는 모든 기지국이 동일한 주파수를 사용하므로 기지국을 구분하기 위한 다운링크 PN(Pseudo Noise) 코드가 이 논문에서 사용하는 용어인 '주파수'에 해당한다. CDMA 이동전화 네트워크에서 주파수(PN 코드) 할당 및 변경에 관한 자세한 내용은 Lee and Bang(2001) 및 기지국 장비 시험절차서와 같은 기술문서(2003)를 참고하기 바란다.

한편, 주파수 변경이 필요한 다수의 기지국이 인접한 경우에는 해당 기지국의 주파수를 동시에 변경하는 것은 바람직하지 않다. 왜냐하면, 서로 인접한 다수의 기지국이 동시에 주파수를 바꾸게 되면 일시적으로 광범위한 음성지역이 형성될 수 있을 뿐만 아니라, 주파수를 변경하는 동안 이 지역의 가입자가 주파수를 변경하지 않는 주변 기지국으로 일시에 몰리게 되어 시스템 장애가 발생할 수 있기 때문이다. 따라서, 서비스 장애 지역의 연쇄적인 확산을 방지하기 위해서는 단계적으로 주파수를 변경하는 것이 바람직하다.

또한, 단계적인 주파수 변경 시에는 주파수 변경 순서와 주파수가 변경되는 기지국에 할당할 최적의 주파수 값을 찾는 것이 매우 중요하다. 왜냐하면, 주파수 변경이 필요한 모든 기지국의 주파수 변경을 완료하기 이전에는 주파수를 변경한 기지국과 주파수를 변경하지 못한 기지국 간에 주파수 간섭이 발생할 수 있기 때문이다. 따라서, 주파수를 단계적으로 변경하더라도 일시적으로 기지국간 주파수 최소 이격거리를 확보하지 못함으로써 발생하는 서비스 품질 저하 또한 최소화하는 것이 바람직하다.

이상에서 설명한 바와 같이 신규 기지국 설치에 따른 주파수 재배치 문제는 기존 기지국의 주파수 변경 회수를 최소화하는 문제와 단계적인 주파수 변경 과정에서 발생할 수 있는 서비스 품질 저하를 최소화하는 문제가 결합된 문제로 생각할 수 있다.

1.2 주파수 재배치 문제 예제

<Figure 1>에서 1~3번 노드는 현재 운용중인 기지국을 나타내며, 4번 노드는 신규 기지국을 나타낸다. 그리고, 링크 위

에 표시한 숫자는 기지국 간 주파수 최소 이격거리를 나타내며, 각 기지국 옆에 표시한 f 는 해당 기지국에 할당된 주파수를 나타낸다.

즉, <Figure 1(a)>에서 1번, 2번, 3번 기지국에는 각각 1번, 3번, 5번 주파수가 할당되어 있으며, 4번 기지국에는 주파수가 할당되어 있지 않다. <Figure 1(b)>와 같이 신규 기지국에 8번 주파수를 할당하면 기존 기지국의 주파수를 변경하지 않고 기지국 간 주파수 최소 이격거리를 모두 만족시킬 수 있다. 그러나, 만일 1번부터 7번까지의 주파수만을 사용할 수 있다고 가정하면, 기지국 간 주파수 최소 이격거리를 만족시키기 위해서는 현재 운용중인 기지국의 주파수를 변경해야 함을 알 수 있다.

<Figure 1(c)> 및 <Figure 1(d)>에는 1번부터 7번까지의 주파수만을 사용하면서 기지국간 주파수 최소 이격거리 조건을 만족시키는 서로 다른 주파수 할당 방법을 나타낸다. 두 가지 방법 모두 2번, 3번 기지국의 주파수만 변경하였으나, 만일 2번, 3번 기지국이 인접하여 두 기지국의 주파수를 동시에 변경할 수 없는 경우에는 2번, 3번 기지국의 주파수를 순차적으로 변경해야 한다.

<Figure 2>와 <Figure 3>에는 2번, 3번 기지국의 주파수를 동시에 변경할 수 없는 경우, <Figure 1(c)> 및 <Figure 1(d)>의 결과를 얻기 위한 주파수 변경 과정을 각각 나타낸다. 각 단계마다 변경된 주파수에는 별표(*)를 하였다. 한편, <Figure 1(d)>의 결과를 얻기 위한 방법으로서 <Figure 3>과는 달리 $t = 1$ 시점에 3번 기지국의 주파수를 2로 먼저 변경하면, 2번 기지국의 주파수를 7로 변경하기 전까지 2번 기지국과 3번 기지국 간에는 주파수 간섭이 발생하게 된다.

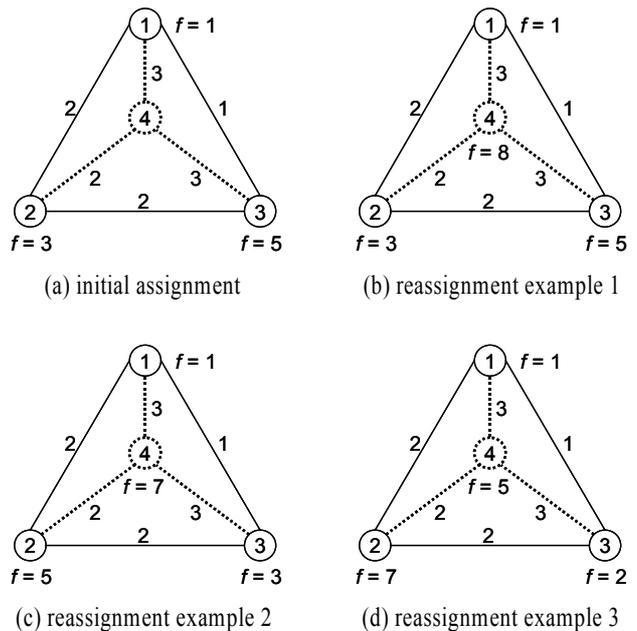


Figure 1. Frequency reassignment example.

Index of Base Station	$t = 0$	$t = 1$	$t = 2$	$t = 3$
1	1	1	1	1
2	3	3	5*	5
3	5	7*	7	3*
4	-	-	-	7

Figure 2. Frequency reassignment process of <figure 1(c)>.

Index of Base Station	$t = 0$	$t = 1$	$t = 2$
1	1	1	1
2	3	7*	7
3	5	5	2*
4	-	-	5

Figure 3. Frequency reassignment process of <figure 1(d)>.

1.3 기존 연구

주파수 할당 문제의 가장 기본적인 형태는 기지국 간 주파수 최소 이격거리를 확보하기 위해 필요한 주파수의 개수를 최소화하는 것으로, Gamst and Rave(1982), Sung and Wong (1997) 및 Hao *et al.*(1998)의 연구가 모두 이에 해당한다. Hale (1980)은 이 같은 주파수 할당 문제를 graph coloring 모형으로 표현할 수 있음을 처음으로 보였다. 또 다른 형태의 주파수 할당 문제는 기지국 간 주파수 최소 이격거리를 만족하면서 각 기지국에 할당할 수 있는 주파수의 개수를 최대화하는 것이며, Marthar and Mattfeldt(1993)의 연구 및 Chang and Kim(1997)의 연구가 이에 해당한다. 기지국에 다수의 주파수를 할당하는 경우에는 기지국 간 주파수 최소 이격거리 조건뿐만 아니라 동일 기지국에 할당되는 다수의 주파수 간에도 최소 이격거리 조건을 고려할 필요가 있다.

Gamst and Rave(1982)는 기지국 간 주파수 최소 이격거리 제약 조건뿐만 아니라 동일 기지국 내에 할당되는 복수개의 주파수 간 최소 이격거리 제약 조건을 고려한 주파수 할당 휴리스틱 알고리즘을 개발하였으며, Sung and Wong(1997)의 연구에서는 Gamst and Rave(1982)가 개발한 순차적인 패킹 알고리즘을 개선한 휴리스틱 알고리즘을 개발하였다. Hao *et al.*(1998)은 타부 서치(tabu search) 알고리즘을 개발하여 다음과 같은 두 가지 형태의 주파수 할당 문제를 해결하였다. 첫 번째 문제는 각 기지국에 다수의 주파수를 할당하는 상황에서 제한된 개수의 주파수만을 사용하여 주파수 간섭의 영향을 최소화하는 것이고, 두 번째 문제는 가장 적은 수의 주파수를 사용하여 기지국 간 주파수 최소 이격거리 제약을 만족시키는 할당 방법을 찾는 것이다.

Tiourine(2000)은 Hao *et al.*(1998)이 다룬 두 가지 문제에 대해서 타부 서치(tabu search), 시뮬레이티드 어닐링(simulated annealing) 및 깊이 가변적인(variable- depth) 서치 알고리즘의

성능을 비교하였다. 또한, 수학 모형 변화(reformulation) 기법을 개발하여 최적해의 하한값을 구하였으며 선처리(preprocessing) 기법과 분지한계기법(branch-and-bound)을 이용하여 최적해를 구하였다. 주파수 할당과 관련된 연구는 위에서 언급한 내용 외에도 수없이 많으며, Aardal *et al.*(2001)의 연구에서 기존 연구를 잘 정리하여 설명하고 있다. 기존 연구의 공통된 특징은 모든 기지국에 주파수를 동시에 할당하는 상황만을 다루고 있다는 것이다. 그러나, 이 논문에서는 신규 기지국의 주파수 할당 문제와 함께 기존 기지국의 주파수 변경 문제를 함께 다룬다. 이 논문에서 제시하는 주파수 재배치 문제는 아직까지 기존 연구에서 다루지 않은 새로운 형태의 문제라고 여겨진다.

이 논문은 다음과 같이 구성되었다. 제2장에서는 주파수 재배치 문제의 수학 모형을 개발하고, 제3장에서는 주파수 재배치 문제의 근사해를 구하기 위해 타부 서치 알고리즘을 개발한다. 제4장에서는 실험 결과를 제시하며, 제5장에서 결론을 맺는다.

2. 수학 모형

FRP 문제를 정수계획법(IP; Integer Programming) 모형으로 나타내기 위해 다음과 같은 기호를 정의한다.

[집합 정의]

- N : 현재 운영중인 기존 기지국의 집합을 나타낸다.
- V : 신규 기지국의 집합을 나타낸다.
- E : 기존 기지국 중에서 주파수를 동시에 변경할 수 없는 기지국 쌍의 집합을 나타낸다.
- F : 사용 가능한 주파수의 집합을 나타낸다.
 $F = \{1, 2, \dots, |F|\}$.
- T : 주파수 재배치 계획 시점의 집합을 나타낸다.
 $T = \{1, 2, \dots, |T|\}$.

[변수 정의]

- x_{if} : 이진 변수로서 $t \in T$ 시점에 기지국 $i \in N \cup V$ 에 주파수 $f \in F$ 가 할당되면 1의 값을 갖고, 그렇지 않으면 0의 값을 갖는다.
- y_t : 이진 변수로서 $t \in T$ 시점에 모든 기지국의 주파수 할당이 완료되면 1의 값을 갖고, 그렇지 않으면 0의 값을 갖는다.
- u_{ij} : 이진 변수로서 $t \in T$ 시점에 두 기지국 $i, j (> i) \in N \cup V$ 에 할당된 주파수가 최소 이격거리를 만족하지 못하면 1의 값을 갖고, 그렇지 않으면 0의 값을 갖는다.
- v_{it} : 이진 변수로서 $t \in T$ 시점에 기지국 $i \in N$ 에 할당된 주파수가 $(t-1) \in T$ 시점에 할당된 주파수와 다르면 1의 값을 갖고, 그렇지 않으면 0의 값을 갖는다.

[파라미터 정의]

- d_{fg} : 주파수 f 와 $g \in F$ 의 거리를 나타낸다.
- r_{ij} : 두 기지국 $i, j (> i) \in N \cup V$ 의 주파수 최소 이격거리를 나타낸다.
- I_{if} : 초기 시점($t = 0$)에 기지국 $i \in N$ 에 주파수 $f \in F$ 가 할당되어 있으면 1의 값을 갖고, 그렇지 않으면 0의 값을 갖는다.
- c_i : 기지국 $i \in N$ 의 주파수 변경에 따른 서비스 품질 저하 비용을 나타내며, 이 값은 기지국 $i \in N$ 에서 발생하는 단위시간당 통화접속 시도를 고려하여 설정할 수 있다.
- w_{ij} : 두 기지국 $i, j (> i) \in N$ 에 할당된 주파수가 최소 이격거리를 만족하지 못할 때 발생하는 서비스 품질 저하 비용을 나타내며, 이 값은 기지국 간 주파수 최소 이격거리 r_{ij} 를 고려하여 설정할 수 있다.

위에 나타낸 기호 정의를 이용하면 문제 FRP를 다음과 같은 정수계획법 모형으로 나타낼 수 있다.

$$\text{IP: Minimize } \sum_{t \in T} \sum_{i \in N} c_i v_{it} + \sum_{t \in T} \sum_{i, j (> i) \in N \cup V} w_{ij} u_{ijt} \quad (1)$$

Subject to

$$\sum_{f \in F} x_{if} = 1 \quad t \in T, i \in N, \quad (2)$$

$$\sum_{f \in F} x_{if} = y_i \quad t \in T, i \in V, \quad (3)$$

$$\sum_{t \in T} y_i = 1, \quad (4)$$

$$x_{ijf} + x_{ijg} \leq u_{ij} + 1 \quad t \in T, i, j (> i) \in N \cup V, f, g \in F, d_{fg} < r_{ij}, \quad (5)$$

$$u_{ij} \leq 1 - y_i \quad t \in T, i, j (> i) \in N \cup V, \quad (6)$$

$$v_{it} \geq x_{itf} - x_{(t-1)if} \quad t \in T, i \in N, \quad (7)$$

$$v_{it} \geq x_{(t-1)if} - x_{itf} \quad t \in T, i \in N, \quad (8)$$

$$v_{it} + v_{it} \leq 1 \quad t \in T, (i, j) \in E, \quad (9)$$

$$x_{0if} = I_{if} \quad i \in N, f \in F, \quad (10)$$

$$x_{if} \in \{0, 1\} \quad t \in T, i \in N \cup V, f \in F,$$

$$y_i \in \{0, 1\} \quad t \in T,$$

$$u_{ij} \in \{0, 1\} \quad t \in T, i, j (> i) \in N \cup V,$$

$$v_{it} \in \{0, 1\} \quad t \in T, i \in N.$$

목적함수를 나타내는 식 (1)의 첫 번째 항목은 주파수 재배치 기간 동안 기지국의 주파수가 변경됨으로써 발생하는 서비스 품질 저하 비용을 나타내며, 두 번째 항목은 각 기지국에 할당된 주파수가 최소 이격거리를 만족하지 못할 때 발생하는 서비스 품질 저하 비용을 나타낸다. 식 (2)는 주파수 재배치 기간 동안 기존 기지국에는 항상 주파수가 할당되어 있어야 함을 나타내며, 식 (3)은 주파수 재배치가 완료되는 시점에는 신규 기지국에도 주파수가 할당되어야 함을 나타낸다. 식 (4)는 주파수 재배치 기간 이내에 주파수 변경을 완료해야 함을 나타

내며, 식 (5)와 (6)은 주파수 재배치가 완료된 시점에는 모든 기지국에 주파수 최소 이격거리를 만족하는 주파수가 할당되어야 함을 나타낸다. 식 (7)과 (8)은 기지국의 주파수 변화를 나타내며, 식 (9)는 주파수를 동시에 변경할 수 없는 기지국 쌍을 나타낸다. 식 (10)은 $t = 0$ 인 시점에 기존 기지국에는 초기 주파수가 할당되어 있음을 나타낸다.

Remark 1. 모형 IP의 최적해를 구하기 위해 필요한 주파수 재배치 계획 기간의 최소값을 t^* 라고 하면, 1부터 t^* 까지 각 시점마다 최소한 한번은 주파수 변경이 이루어짐을 알 수 있다. 그러나, 사전에 t^* 값을 쉽게 알 수 없으므로 모형 IP를 이용하여 문제 FRP의 최적해를 구하기 위해서는 주파수 재배치 기간 $|T|$ 를 충분히 크게 설정해야 한다. 그러나, 만일 $|T| > t^*$ 이면, 모형 IP의 최적해에는 $[1, \dots, |T|]$ 구간 내에 주파수 변경이 발생하지 않는 구간이 $(|T| - t^*)$ 만큼 존재하게 된다. 또한, 주파수 변경이 발생하지 않는 $(|T| - t^*)$ 구간은 불연속적으로 존재할 수 있을 뿐만 아니라, t^* 시점 이내에도 주파수 변경이 발생하지 않는 구간이 포함될 수 있다. 이와 같은 주파수 재배치 기간의 대칭(symmetry) 현상은 모형 IP를 이용하여 문제 FRP의 최적해를 구하는 것을 더욱 어렵게 만드는 요인이다. 따라서, 아래에는 주파수 재배치 기간의 대칭 현상을 제거하는 제약식을 개량한다.

Proposition 1. 모형 IP의 가능해가 존재하면, 식 (11)을 만족하는 모형 IP의 최적해가 존재한다.

$$\sum_{s=t+1, \dots, |T|} \sum_{i \in N} v_{si} \leq (|T| - t) \times |N| \times (1 - y_t) \quad t = 1, \dots, |T| - 1, \quad (11)$$

증명: 모형 IP의 최적해를 (x^*, y^*, u^*, v^*) 로 나타내자. $y_i^* = 0$ 일 때, 식 (11)이 성립함은 자명하다. 한편, $y_i^* = 1$ 이면 t 시점에 주파수 재배치가 완료되었음을 의미하므로, $(t+1)$ 부터 $|T|$ 시점까지는 주파수 변경이 필요치 않다. 만일, $y_i^* = 1$ 임에도 불구하고 $(t+1)$ 부터 $|T|$ 시점 사이에서 주파수 변경이 발생한다면, 이는 (x^*, y^*, u^*, v^*) 가 최적해가 아님을 의미한다. 즉, (x^*, y^*, u^*, v^*) 가 모형 IP의 최적해라면, 식 (11)을 만족하게 된다.

Proposition 2. 모형 IP의 가능해가 존재하면, 식 (12)를 만족하는 모형 IP의 최적해가 존재한다.

$$\sum_{s=1, \dots, t} y_s \geq 1 - \sum_{i \in N} v_{it} \quad t \in T, \quad (12)$$

증명: 임의의 $t \in T$ 시점에 주파수가 변경된 기지국이 없다고 가정하자. 즉, $\sum_{i \in N} v_{it} = 0$ 이면, t 시점을 포함하여 그 이전에 주파수 재배치를 완료할 수 있음을 의미하므로

식 (12)가 성립한다. 한편, $\sum_{i \in N} v_{ii} = 1$ 일 때, 식 (12)가 성립함은 자명하다.

Remark 2. 모형 IP를 이용하여 문제 FRP의 최적해를 효과적으로 구하기 위해서는 주파수 재배치 기간의 대칭 현상을 제거하는 것뿐만 아니라, 문제 FRP의 최적해를 배제하지 않는 최소의 $|F|$ 값을 찾는 것도 매우 중요하다. $|F|$ 값을 충분히 크게 설정하면, 모형 IP의 크기가 급격히 증가하여 모형 IP를 이용하여 문제 FRP의 최적해를 구하는 것이 현실적으로 불가능해질 수도 있다. 또한, $|F|$ 값을 필요 이상 크게 설정할 경우에는 **Remark 1**에서 언급한 주파수 재배치 기간의 대칭 현상과 유사한 형태의 주파수 대칭 현상도 발생할 수 있다. 그러나, 기지국 간 주파수 최소 이격거리 조건을 만족시키면서 문제 FRP의 최적해를 배제하지 않는 최소의 $|F|$ 값을 구하는 문제 자체가 $|F|$ -Coloring 문제로서 NP-hard 클래스에 속한다. 따라서, 아래에는 새로운 형태의 혼합정수계획법(MIP; Mixed Integer Programming) 모형을 개발한다.

문제 FRP를 MIP 모형으로 나타내기 위해 다음과 같은 변수를 정의한다.

- x_{ii} : 일반 정수 변수로서 $t \in T$ 시점에 기지국 $i \in N \cup V$ 에 할당되는 주파수를 나타낸다. 신규 기지국의 경우, 주파수 재배치가 완료되기 전에는 $|F|$ 보다 높은 주파수가 할당될 수 있으며, 이는 해당 기지국에 유효한 주파수가 할당되지 않았음을 나타낸다.
- u_{ij}^+ : 이진 변수로서 $t \in T$ 시점에 두 기지국 $i, j (> i) \in N \cup V$ 에 있어서, $x_{ii} - x_{jj} \geq r_{ij}$ 이면 1의 값을 갖고, 그렇지 않으면 0의 값을 갖는다.
- u_{ij}^- : 이진 변수로서 $t \in T$ 시점에 두 기지국 $i, j (> i) \in N \cup V$ 에 있어서, $x_{jj} - x_{ii} \geq r_{ij}$ 이면 1의 값을 갖고, 그렇지 않으면 0의 값을 갖는다.
- u_{ij}^0 : 이진 변수로서 $t \in T$ 시점에 두 기지국 $i, j (> i) \in N \cup V$ 에 있어서, $|x_{ii} - x_{jj}| < r_{ij}$ 이면 1의 값을 갖고, 그렇지 않으면 0의 값을 갖는다.

B 를 충분히 큰 양의 값으로 정의하면 FRP 문제를 다음과 같은 MIP 모형으로 나타낼 수 있다.

$$\begin{aligned} \text{MIP: Minimize } & \sum_{t \in T} \sum_{i \in N} c_i v_{ii} \\ & + \sum_{t \in T} \sum_{i, j (> i) \in N \cup V} w_{ij} u_{ij}^0 \\ \text{Subject to } & \\ x_{ii} - x_{jj} & \geq r_{ij} u_{ij}^+ - B u_{ij}^- - (r_{ij} - 1) u_{ij}^0 \\ & t \in T, i, j (> i) \in N \cup V, r_{ij} > 0, \\ x_{ii} - x_{jj} & \leq B u_{ij}^+ - r_{ij} u_{ij}^- + (r_{ij} - 1) u_{ij}^0 \\ & t \in T, i, j (> i) \in N \cup V, r_{ij} > 0, \end{aligned}$$

$$\begin{aligned} u_{ij}^+ + u_{ij}^- + u_{ij}^0 &= 1 & t \in T, i, j (> i) \in N \cup V, r_{ij} > 0, \\ u_{ij}^0 &\leq 1 - y_t & t \in T, i, j (> i) \in N \cup V, r_{ij} > 0, \\ \sum_{t \in T} y_t &= 1 \\ x_{ii} - x_{(t-1)i} &\geq -|F| v_{ii} & t \in T, i \in N, \\ x_{ii} - x_{(t-1)i} &\leq |F| v_{ii} & t \in T, i \in N, \\ v_{ii} + v_{jj} &\leq 1 & t \in T, (i, j) \in E, \\ x_{0i} &= \arg\{f \in F: I_{if} = 1\} & i \in N, \\ x_{ii} &\leq B - (B - |F|) y_t & t \in T, i \in V, \\ 1 &\leq x_{ii} \leq |F| & t \in T, i \in N, \\ x_{ii} &\geq 1 & t \in T, i \in V, \\ y_t &\in \{0, 1\} & t \in T, \\ u_{ij}^+, u_{ij}^-, u_{ij}^0 &\in \{0, 1\} & t \in T, i, j (> i) \in N \cup V, r_{ij} > 0, \\ v_{ii} &\in \{0, 1\} & t \in T, i \in N. \end{aligned}$$

모형 MIP에서는 일반 정수변수(x)를 이용하여 각 기지국에 할당된 주파수를 표현하므로 모형 IP와 비교할 때 상당한 양의 메모리를 절약할 수 있다. 모형 IP와 MIP를 LP-bound 측면에서 비교한 실험 결과는 제4장에 제시한다. 한편, **Proposition 1**과 **Proposition 2**에서 개발한 2개의 제약식은 모형 MIP에도 적용할 수 있다. 모형 IP는 $|T|$ 또는 $|F|$ 값이 증가할 경우, 수학 모형의 크기가 지나치게 커질 수 있으므로 이 논문에서는 모형 MIP를 대상으로 식 (11)과 식 (12)의 효과를 분석한다.

3. 타부 서치(Tabu Search) 알고리즘

타부 서치는 조합 최적화 문제를 해결하기 위해 개발된 메타 휴리스틱(meta heuristic) 알고리즘이다. 타부 서치에서는 해의 이동(move)을 정의하고, 해를 효과적으로 개선하는 move를 선택하기 위해 타부 메모리(tabu memory)를 관리한다. 타부 서치 알고리즘에 대한 자세한 내용은 Glover and Laguna(1997)의 저서를 참고하기 바란다. 3.1절에서는 문제 FRP의 초기해를 찾기 위한 절차를 개발하고, 3.2절에서는 초기해를 개선하는 타부 서치 알고리즘을 개발한다.

3.1 초기해 발견 절차

초기해 발견 절차는 2단계로 구성된다. 1단계에서는 주파수가 변경되는 기지국의 개수 및 이에 따른 비용(c_i)을 최소화한다. 이때, 주파수가 변경되는 과정은 표현하지 않는다. 따라서, 주파수 재배치가 완료되기 전에 발생하는 주파수 간섭에 의한 비용 요소(w_{ij})는 고려할 수 없다. 즉, 모형 MIP에서 $|T| = 1$ 로 설정하면, 다음과 같은 수학모형 MIPH를 얻을 수 있다.

$$\begin{aligned} \text{MIPH: Minimize } & \sum_{i \in N} c_i v_{ii} \\ \text{Subject to } & \end{aligned}$$

$$\begin{aligned}
x_{1i} - x_{1j} &\geq r_{ij} u_{1ij}^+ - B u_{1ij}^- & i, j (> i) \in N \cup V, r_{ij} > 0, \\
x_{1i} - x_{1j} &\leq B u_{1ij}^+ - r_{ij} u_{1ij}^- & i, j (> i) \in N \cup V, r_{ij} > 0, \\
u_{1ij}^+ + u_{1ij}^- &= 1 & i, j (> i) \in N \cup V, r_{ij} > 0, \\
x_{1i} - x_{0i} &\geq -|F| v_{1i} & i \in N, \\
x_{1i} - x_{0i} &\leq |F| v_{1i} & i \in N, \\
x_{0i} &= \arg\{f \in F: I_f = 1\} & i \in N, \\
1 &\leq x_{1i} \leq |F| & i \in N \cup V, \\
u_{1ij}^+, u_{1ij}^- &\in \{0, 1\} & i, j (> i) \in N \cup V, r_{ij} > 0, \\
v_{1i} &\in \{0, 1\} & i \in N.
\end{aligned}$$

초기해 발견 절차의 2단계에서는 주파수 재배치 기간(T)을 도입하며, 주파수 간섭에 따른 비용 요소(w_{ij})를 줄이기 위해 각 지지국의 초기 주파수(x_{0i})를 변경하는 순서를 결정한다. 초기해 발견 절차의 1, 2단계 과정을 자세히 설명하면 다음과 같다.

- 단계 1.** 모형 MIPH의 해를 구한다. 그리고, $t=1$ 로 설정하고 다음 집합을 생성한다. $\Omega = \{i \in N: v_{1i} = 1\}$. $\Omega = \emptyset$ 이면, 초기해 발견 알고리즘을 종료하고, 그렇지 않으면 다음 집합을 생성한다. $E(\Omega) = \{(i, j) \in E, i, j (> i) \in \Omega\}$.
- 단계 2.** $E(\Omega) = \emptyset$ 이면, Ω 에 속한 각 지지국 $i \in \Omega$ 에 주파수 x_{1i} 를 할당하고 초기해 발견 알고리즘을 종료한다. 만일, $E(\Omega) \neq \emptyset$ 이면, **단계 3**으로 이동한다.
- 단계 3.** 임의의 $i \in \Omega$ 를 선택하여 주파수 x_{1i} 를 할당한다. 그리고, $\Omega = \Omega - \{i\}$, $L(t) = \{i\}$.
- 단계 4.** $\Omega = \emptyset$ 이면 초기해 발견 알고리즘을 종료하고, 그렇지 않으면 다음 집합을 생성한다. $\mathcal{A}(t) = \{i \in \Omega: (i, j) \in E, j \in L(t)\}$. $\mathcal{A}(t) = \Omega$ 이면 $t=t+1$ 로 증가시키고 **단계 3**으로 이동한다. 반면, $\mathcal{A}(t) \subset \Omega$ 이면, **단계 5**로 이동한다.
- 단계 5.** 임의의 $i \in \Omega - \mathcal{A}(t)$ 를 선택하여 주파수 x_{1i} 를 할당한다. 그리고, $\Omega = \Omega - \{i\}$, $L(t) = L(t) + \{i\}$. **단계 4**로 이동한다.

Remark 3. 이 논문의 실험에서는 초기해 발견 알고리즘 구현을 위해 CPLEX 9.0을 이용하여 모형 MIPH의 최적해를 직접 구하였다. **단계 1**에서 $\Omega = \emptyset$ 이거나 또는 **단계 2**에서 $E(\Omega) = \emptyset$ 이면, 이 때의 해가 문제 FRP의 최적해가 됨을 알 수 있다. 따라서, **단계 1** 또는 **단계 2**에서 초기해 발견 알고리즘을 종료할 경우에는 초기해 개선을 위한 타부 서치 알고리즘을 수행하지 않는다.

3.2 초기해 개선 절차

초기해를 개선하기 위한 타부 서치 알고리즘에서는 주파수 변경과정에서 발생할 수 있는 지지국 간 주파수 간

섭 비용을 최소화한다. 이를 위해, 초기해 발견 알고리즘의 **단계 1**에서 구한 집합 $\Omega = \{i \in N: v_{1i} = 1\}$ 을 대상으로 각 지지국의 주파수 변경 시점을 변화시킴으로써 초기해를 개선하며, 집합 Ω 에 속한 각 지지국의 주파수 변경은 1회만 허용한다. 아래에는 타부 서치 알고리즘의 핵심 요소인 해의 이동(move), 인접 가능해(neighborhood), 타부 메모리(tabu memory) 및 열망 조건(aspiration criteria)을 설명한다.

- **해의 이동:** 지지국 $i \in \Omega$ 의 초기 주파수 x_{0i} 를 x_{1i} 로 변경하는 시점을 s 에서 t ($t \neq s$)로 바꾸는 것으로 정의하며, $M(i, s \rightarrow t)$ 로 나타낸다.
- **인접 가능해 영역:** 지지국 $i \in \Omega$ 에 변경된 주파수 x_{1i} 가 할당된 시점 s 가 주어지면, $M(i, s \rightarrow t)$ 의 인접 가능해 영역은 t ($t \neq s$) $\in T$ 의 부분집합으로 정의되며, $MN(i, s)$ 로 나타낸다.

$$MN(i, s) = \{t (\neq s) \in T: t \leq t^*, (i, j) \notin E, \forall j \in \Omega - \{i\}\}.$$

여기서, t^* 는 초기해 발견 알고리즘이 종료한 시점을 나타낸다. 즉, 타부 서치 알고리즘에서는 주파수 재배치 소요 기간을 t^* 로 제한한다.

- **타부 메모리:** 타부 메모리는 서로 다른 다수의 $M(i, s \rightarrow t)$ 로 구성되며, 임의의 $M(i, s \rightarrow t)$ 가 타부 메모리에 속하면 해당 $M(i, s \rightarrow t)$ 를 수행할 수 없다. 타부 메모리의 크기는 타부 서치 알고리즘의 성능을 좌우할 수 있으며 타부 메모리의 크기를 지나치게 크게 설정하면 타부 메모리 검색에 많은 시간을 소모하게 되며, 타부 메모리의 크기를 너무 작게 설정하면 효과적으로 해를 개선할 수 없다. 또한, 타부 메모리에 기록된 임의의 $M(i, s \rightarrow t)$ 를 영구적으로 금지하면 매우 제한적인 해의 이동만을 수행하게 되므로 해를 효과적으로 개선할 수 없다. 이 논문에서는 예비 실험을 통해 타부 메모리의 크기와 금지된 $M(i, s \rightarrow t)$ 의 유효 기간을 각각 $|M|$ 과 t^* 로 설정하였다.

- **열망 조건:** 임의의 $M(i, s \rightarrow t)$ 가 현재까지 발견한 최선해(best solution)보다 우수한 해를 생성할 수 있다면 타부 메모리를 무시하고 해당 $M(i, s \rightarrow t)$ 를 수행할 수 있다.

초기해를 개선하기 위한 타부 서치 알고리즘은 개선 단계(intensification phase) 및 다양화 단계(diversification phase)로 구성되며, 각 단계에 대한 설명은 다음과 같다.

개선 단계(intensification phase)

개선 단계에서는 현재까지 발견한 최선해를 개선하는 $M(i, s \rightarrow t)$ 만을 수행한다. 즉, 더 이상 주파수 간섭 비용을

줄일 수 없을 때까지 최선해를 개선하는 $M(i, s \rightarrow t)$ 을 수행한 후, 다양화 단계로 이동한다. 열망 조건에 의해 개선 단계에서는 타부 메모리를 검사하지 않으며, 개선 단계에서 발견한 새로운 해는 가능해 리스트에 추가한다. 이 논문의 실험에서는 가능해 리스트의 크기를 임의로 $|N| \times t^*$ 로 설정한다. 가능해 리스트의 크기가 $|N| \times t^*$ 인 상황에서 새로운 해를 발견하면, 가능해 리스트에 기록된 임의의 해를 삭제하고 새로운 해를 가능해 리스트에 추가한다.

다양화 단계(diversification phase)

개선 단계에서 최선해를 개선할 수 없는 경우에는 새로운 가능해를 찾기 위해 임의의 $M(i, s \rightarrow t)$ 을 수행한다. 다양화 단계에서 새로운 해를 발견하면, 가능해 리스트에 추가한 후 개선 단계로 이동한다. 다양화 단계의 특징은 주파수 간섭 비용의 증감은 고려하지 않고 새로운 가능해를 생성할 수 있는 $M(i, s \rightarrow t)$ 만을 수행한다는 것이다. 따라서, 다양화 단계에서는 주파수 간섭 비용이 증가할 수 있다. 다양화 단계에서는 정해진 횟수($dp_iteration$)의 $M(i, s \rightarrow t)$ 을 수행한 다음에도 새로운 해를 발견하지 못하면, 단계적인 $M(i, s \rightarrow t)$ 수행만으로는 새로운 가능해를 발견할 수 없다고 판단하고 불가능해(infeasible solution)의 생성을 허용한다. 그러나, 일단 불가능해가 생성되면 최대한 빠른 시간내에 가능해를 복구하기 위한 $M(i, s \rightarrow t)$ 를 수행한다. 한편, 가능해를 구하기 위한 모든 $M(i, s \rightarrow t)$ 가 금지된 경우에는 가능해를 복구할 수 없으므로 불가능해 상태에서 정해진 횟수($dp_iteration_inf$)의 $M(i, s \rightarrow t)$ 를 수행한 후에도 가능해가 복구되지 않으면, 가능해를 복구할 때까지는 타부 메모리를 참조하지 않는다. 한편, 이 논문의 실험에서는 $dp_iteration$ 및 $dp_iteration_inf$ 값으로 $|N|$ 을 사용하였으며, 가능해 리스트의 크기인 $|N| \times t^*$ 회 동안 다양화 단계에서 새로운 해를 생성하지 못하면 타부 서치 알고리즘을 종료하였다

4. 실험 결과

이 논문에서 개발한 두 종류의 정수계획법 모형 및 절단 평면의 효과를 확인하고, 타부 서치 알고리즘의 성능을 평가하기 위해 다양한 크기의 문제를 랜덤하게 생성하여 실험하였다. 실험 데이터 생성은 아래의 절차를 따른다.

단계 1: 1000×1000 격자에 $|N| + |I|$ 개의 기지국을 랜덤하게 배치하고 모든 기지국 쌍에 대해서 거리를 계산한다.

단계 2: 임의의 두 기지국 $i, j (> i) \in N \cup I$ 의 거리($distance_{ij}$)가 미리 설정한 임계치($threshold$)보다 큰 경우에는 주파수 최소 이격거리(r_{ij})를 0으로 설정하고, $threshold$ 보다 작은 경우에는 다음과 같이 r_{ij} 를

설정한다:

$$r_{ij} = 1 + \lfloor 5 \times (threshold - distance_{ij}) / threshold \rfloor$$

여기서, $\lfloor \cdot \rfloor$ 는 \cdot 를 넘지 않는 최대 정수값을 나타낸다. 이 논문의 실험에서는 200과 400 사이의 임의의 값을 $threshold$ 값으로 사용하였다.

단계 3: $|N| + |I|$ 개의 기지국 중에서 랜덤하게 하나를 선택하여 1번 주파수를 할당한다. 그리고, 주파수가 할당되지 않은 기지국 중에서 주파수가 이미 할당된 기지국과 인접한 ($r_{ij} > 0$) 기지국을 랜덤하게 선택하여 주파수 최소 이격거리를 만족하는 가장 낮은 주파수를 할당한다. 이 같은 방식으로 모든 기지국에 주파수를 할당한 후, 할당된 주파수 중에서 가장 높은 인덱스를 갖는 주파수를 f_{max} 로 기록한다.

단계 4: 단계 3의 절차를 $|N \cup I|$ 회 반복하며, $|N| + |I|$ 개의 f_{max} 중에서 f_{max} 가 가장 큰 값을 갖는 경우의 주파수 테이블을 참조하여 모든 기지국에 초기 ($t=0$ 시점) 주파수를 할당한다. 한편, 사용 가능한 최대 주파수 $|I|$ 는 $|N| + |I|$ 개의 f_{max} 중에서 가장 작은 f_{max} 값으로 설정한다.

단계 5: 각 기지국에 할당된 주파수가 $|I|$ 보다 큰 경우에는, 신규 기지국으로 간주하여 해당 기지국에 할당된 주파수를 삭제하고 집합 V 에 포함시킨다. 반면, 각 기지국에 할당된 주파수가 $|I|$ 보다 작거나 같은 경우에는 해당 기지국을 집합 N 에 포함시킨다.

단계 6: 주파수 재배치 계획 기간($|I|$)은 $|N|$ 과 같은 값을 갖도록 하였으며, $distance_{ij} < 0.5 \times threshold$ 인 모든 기지국 쌍을 E 에 포함시켰다.

단계 7: 서비스 품질 저하 비용은 다음과 같이 생성하였다. 100과 200 사이의 랜덤값을 생성하여 c_i 로 설정하고($\forall i \in N \cup I$), $(c_i + c_j) \times d_{ij} \times \alpha$ 를 w_{ij} 로 설정한다($\forall i, j (> i) \in N \cup I$). 이때, α 는 0보다 큰 실수값으로 비용 c_i 와 w_{ij} 의 평균값을 조정하기 위한 계수이다.

이 논문에서 개발한 타부 서치 알고리즘은 Visual Basic과 CPLEX 9.0을 결합하여 구현하였으며, Pentium IV(CPU: 2.8GHz, RAM: 512Mbytes)를 사용하여 모든 실험을 수행하였다. 실험 결과는 <Table 1>과 <Table 2>에 나타내며, 계산 시간은 초(second)로 표시한다. 3,600초 이내에 CPLEX가 종료하지 않는 경우에는 임의로 CPLEX를 중단시켰으며, 이 경우에는 별(*) 표시를 하였다. <Table 1>에는 $w_{ij} = (c_i + c_j) \times d_{ij}$ 인 경우의 실험 결과를 제시하며 <Table 2>에는 $w_{ij} = 0.1 \times (c_i + c_j) \times d_{ij}$ 인 경우의 실험 결과를 제시한다. <Table 1>과 <Table 2>에서 사용한 기호 설명은 다음과 같다.

- $D = \{(i, j): d_{ij} > 0, i, j (> i) \in N \cup V\}$.
- MIPC : 모형 MIP에 제약식 (11)과 (12)를 추가한 모형을 나타낸다.
- TB : 타부 서치 알고리즘을 나타낸다. 이 논문의 실험에서는 타부 서치 알고리즘의 수행 시간을 60초로 제한하였으며, 초기해 발견 절차에 소요된 시간은 대부분 1초 미만이었다.
- \leftarrow : 왼편의 값과 동일함을 나타낸다.
- ∞ : 3,600초 동안 가능해를 찾지 못했음을 나타낸다.

<Table 1>과 <Table 2>의 실험 결과를 살펴보면, LP-bound 측면에서는 모형 IP가 모형 MIP보다 항상 우수하나, <Table 1>의 11번 문제와 <Table 2>의 15번 문제를 제외하

면 3,600초 동안 모형 MIP가 모형 IP와 같거나 또는 보다 우수한 해를 제공함을 알 수 있다. 그리고, 최적해를 발견할 때까지 소요된 시간을 비교하면 비교적 작은 크기의 문제에 있어서는 모형 IP가 모형 MIP보다 우수한 경우가 있으나, 모형 IP로는 기지국의 개수($|M| + |V|$)가 30개 이상인 문제의 가능해를 찾지 못하는 경우가 대부분이다. 따라서, 이 논문의 실험에서는 **Proposition 1**과 **Proposition 2**에서 개발한 제약식 (11)과 (12)를 모형 MIP에 추가하여 그 효과를 확인한다. <Table 1>과 <Table 2>의 실험 결과에서 알 수 있듯이, <Table 1>의 문제 12번, 13번, 15번의 경우를 제외하면 식 (11)과 (12)를 추가한 모형 MIPC가 제한된 시간 동안 모형 MIP보다 우수하거나 동일한 해를 제공할 뿐만 아니라 대부분의 문제에 있어서 식 (10)과 (11)이 모형 MIP

Table 1. Computational results ($\alpha = 1$)

No.	Size	LP bound	Upper bound	Time
	$ M , V , D , F $	IP, MIP, MIPC	IP, MIP, MIPC, TB	IP, MIP, MIPC, TB
1	13, 2, 33, 21	7, 0, 0	474, \leftarrow , \leftarrow , \leftarrow	3600*, \leftarrow , \leftarrow , 60*
2	12, 3, 36, 23	2, 0, 0	129, \leftarrow , \leftarrow , \leftarrow	62, 5, 4, 60*
3	13, 2, 44, 30	2, 0, 0	225, 119, \leftarrow , 225	3600*, \leftarrow , 123, 60*
4	12, 3, 29, 17	3, 0, 0	171, \leftarrow , \leftarrow , \leftarrow	107, 3600*, 1, 60*
5	13, 2, 51, 27	2, 0, 0	116, \leftarrow , \leftarrow , \leftarrow	22, 3600*, 2, 60*
6	17, 3, 54, 23	2, 0, 0	321, \leftarrow , \leftarrow , \leftarrow	3600*, \leftarrow , 451, 60*
7	16, 4, 59, 25	3, 0, 0	∞ , 390, 385, \leftarrow	3600*, \leftarrow , \leftarrow , 60*
8	18, 2, 46, 27	2, 0, 0	466, 233, \leftarrow , \leftarrow	3600*, \leftarrow , 374, 60*
9	18, 2, 47, 26	2, 0, 0	124, \leftarrow , \leftarrow , \leftarrow	30, 3600*, 21, 60*
10	18, 2, 75, 34	2, 0, 0	4153, 503, \leftarrow , 499	3,600*, \leftarrow , \leftarrow , 60*
11	26, 4, 139, 44	1, 0, 0	103, 128, 103, \leftarrow	719, 3600*, 1455, 60*
12	26, 4, 113, 36	1, 0, 0	∞ , 479, 499, 377	3600*, \leftarrow , \leftarrow , 60*
13	27, 3, 134, 36	2, 0, 0	∞ , 966, 1211, 451	3600*, \leftarrow , \leftarrow , 60*
14	27, 3, 123, 38	2, 0, 0	∞ , 445, 279, \leftarrow	3600*, \leftarrow , \leftarrow , 60*
15	25, 5, 139, 33	2, 0, 0	∞ , 853, 980, 850	3600*, \leftarrow , \leftarrow , 60*

Table 2. Computational results ($\alpha = 0.1$)

No.	Size	LP bound	Upper bound	Time
	$ M , V , D , F $	IP, MIP, MIPC	IP, MIP, MIPC, TB	IP, MIP, MIPC, TB
1	13, 2, 29, 19	5, 0, 0	324, \leftarrow , \leftarrow , \leftarrow	3600*, \leftarrow , 3339, 60*
2	11, 4, 29, 15	4, 0, 0	775, 670, \leftarrow , \leftarrow	3600*, \leftarrow , \leftarrow , 60*
3	13, 2, 34, 37	3, 0, 0	1492, 359, \leftarrow , \leftarrow	3600*, \leftarrow , \leftarrow , 60*
4	14, 1, 29, 21	2, 0, 0	105, \leftarrow , \leftarrow , \leftarrow	61, 3600*, 2, 60*
5	12, 3, 35, 16	6, 0, 0	855, \leftarrow , 854, 855	3600*, \leftarrow , \leftarrow , 60*
6	16, 4, 42, 18	5, 0, 0	∞ , 879, 750, \leftarrow	3600*, \leftarrow , \leftarrow , 60*
7	19, 1, 59, 26	2, 0, 0	136, \leftarrow , \leftarrow , \leftarrow	851, 3600*, 5, 60*
8	16, 4, 62, 25	3, 0, 0	∞ , 629, \leftarrow , \leftarrow	3600*, \leftarrow , \leftarrow , 60*
9	19, 1, 63, 28	2, 0, 0	247, \leftarrow , 219, \leftarrow	3600*, \leftarrow , 1667, 60*
10	18, 2, 47, 23	2, 0, 0	146, \leftarrow , \leftarrow , \leftarrow	333, 3, 6, 60*
11	26, 4, 136, 36	1, 0, 0	∞ , 263, \leftarrow , \leftarrow	3600*, \leftarrow , \leftarrow , 60*
12	28, 2, 137, 44	1, 0, 0	∞ , 870, 757, 609	3600*, \leftarrow , \leftarrow , 60*
13	25, 5, 132, 33	2, 0, 0	∞ , 381, \leftarrow , \leftarrow	3600*, \leftarrow , \leftarrow , 60*
14	27, 3, 130, 33	2, 0, 0	218, \leftarrow , \leftarrow , \leftarrow	3600*, \leftarrow , \leftarrow , 60*
15	28, 2, 122, 39	2, 0, 0	302, 437, 135, \leftarrow	3600*, \leftarrow , \leftarrow , 60*

의 계산 시간을 크게 단축시킴을 알 수 있다. 한편, 매우 흥미로운 점은 <Table 1>과 <Table 2>의 실험 결과에서 보여주는 바와 같이 식 (11)과 (12)가 모형 MIP의 하한값을 전혀 개선하지 못하면서도 최적해를 찾는 데 소요되는 시간을 크게 단축시킨다는 점이다. 이와 관련한 상세한 분석은 이 논문에서는 생략한다. 그리고, 이 논문에서 개발한 타부 서치 알고리즘은 목적함수에 표현된 비용 요소의 구조에 관계없이 전반적으로 매우 우수한 성능을 보여주고 있다. 즉, <Table 1>의 3번 문제와 <Table 2>의 5번 문제를 제외하면 타부 서치 알고리즘은 모형 IP, MIP 및 MIPC보다 우수한 해를 제공한다. 특히, 모형 IP, MIP 또는 MIPC가 3,600초 이내에 최적해를 찾은 13개의 문제 중에서 <Table 1>의 3번 문제를 제외하면, 이 논문에서 개발한 타부 서치 알고리즘 역시 60초 이내에 최적해를 발견하였다.

5. 결론

이 논문에서는 이동통신 네트워크에서 가입자 용량 증대 및 서비스 지역 확대를 위해 신규 기지국을 설치하는 과정에서 발생하는 주파수 재배치 문제를 제시하였다. 또한, 주파수 재배치 문제의 최적해를 구하기 위해 두 종류의 정수계획법 모형을 개발하였으며, 정수계획법 모형을 이용하여 최적해를 구하는 데 소요되는 시간을 단축하기 위해 두 종류의 절단평면을 개발하였다. 또한, 큰 사이즈의 문제를 효과적으로 해결하기 위해 타부 서치 알고리즘을 개발하였으며, 실험 결과 타부 서치 알고리즘이 대부분의 문제에 있어서 우수한 품질의 가능해를 1분 이내에 제공함을 확인하였다.

추후 연구과제로는 실제 크기의 주파수 재배치 문제를 해결하기 위해 추가적인 절단평면을 개발하고, 생성된 절단평면을 효과적으로 관리할 수 있는 branch-and-cut 기법을 개발하는 것이다.

참고문헌

- Aardal, K., Hoesel, S., Koster, A., Mannino, C. and Sassano, A. (2001), Models and solution techniques for frequency assignment problems, *ZIB Report* 01-40.
- Chang, K. and Kim, S. (1997), Channel allocation in cellular radio networks, *Computers and Operations Research*, **24**, 849-860.
- CPLEX Division (2004), *CPLEX 9.0 Users' Manual*, ILOG Inc.
- Gamst, A. and Rave, W. (1982), On frequency assignment in mobile automatic telephone systems, *Proc. of GLOBECOM '82 IEEE*, 309-315.
- Glover, F. and Laguna, M. (1997), *Tabu search*, Kluwer Academic Publisher.
- Hale, K. (1980), Frequency assignment: theory and application, *Proc. of IEEE*, **68**, 1498-1573.
- Hao, J., Dorne, R. and Galinier, P. (1990), Tabu search for frequency assignment in mobile radio networks, *Journal of Heuristics*, **4**, 47-62.
- Lee, S-K. and Bang, H-C. (2001), *IMT-2000 CDMA Technology*, Sehwa Publishing.
- Marthar, R. and Mattfeldt, J. (1993), Channel assignment in cellular radio networks, *IEEE Trans. on Veh. Tech.*, **42**, 647-656.
- Sung, W. and Wong W. (1997), Sequential packing algorithm for channel assignment under cochannel and adjacent channel interference constraint, *IEEE Trans. on Veh. Tech.*, **46**, 676-686.
- Tiourine, R., Hurkens, C. and Lenstra, J. (2000), Local search algorithm for the radio link frequency assignment problem, *Telecommunication Systems*, **13**, 293-314.
- WCDMA System Group (2003), *WCDMA IMT-2000 System Test Procedure*, LG Electronics, Inc.