

ISP 네트워크간 상호접속 모델

A Model Interconnecting ISP Networks

최은정* · 차동완**

Eunjeong Choi*, Dong-Wan Tcha**

*Department of Industrial Engineering, KAIST

**Graduate School of Management, KAIST

*Tel: 02) 958-3377, Fax: 02) 958-3376, E-mail: tchadw@kgs.m.kaist.ac.kr

Abstract

Private peering, public peering and transit are three common types of interconnection agreements between providers in the Internet. An important decision that an Internet service provider (ISP) has to make is which private peering/transit ISPs and Internet exchanges (IXs) to connect with to transfer traffic at a minimal cost.

In this paper, we deal with the problem to find the minimum cost set of private peering/transit ISPs and IXs for a single ISP. There are given a set of destinations with traffic demands, and a set of potential private peering/transit ISPs and IXs with routing information (routes per destination, the average AS-hop count to each destination, etc.), cost functions and capacities. Our study first considers all the three interconnection types commonly used in real world practices. We show that the problem is NP-hard, and propose a heuristic algorithm for it. We then evaluate the quality of the heuristic solutions for a set of test instances via comparison with the optimal ones obtained by solving a mixed integer programming formulation of the problem. Computational results show that the proposed algorithm provides near-optimal solutions in a fast time.

Keyword: Internet Economics, Internet Interconnection, Transit, Private/Public Peering, Quality of Service (QoS).

1. 서론

인터넷은 전 세계 수많은 인터넷 접속 서비스 사업자(Internet Service Provider, ISP)들의 네트워크들로 구성되어 있다. 이들 ISP들은 서로 직간접적으로 상호접속을 하고 있어, 일반 사용자들로 하여금 인터넷을 마치 하나의 네트워크처럼 인식하게 한다.

ISP들은 가입자나 콘텐츠 규모 및 라우팅 정보 수준에 따라 계층화되어 있는데, ISP들 간 상호 접속 협정은 이러한 인터넷의 계층구조 속에서 이루어진다. 상호접속 협정 유형은 크게 peering과 transit, 2가지로 나뉠 수 있다[1, 2]. Peering은 네

트워크 규모가 비교적 비슷한 ISP들 간에 무정산(settlement-free) 방식으로 서로의 트래픽을 교환하는 협정을 의미한다. Peering은 상호접속 방법에 따라 private peering과 public peering으로 다시 나뉠 수 있다. private peering에서는 협정 당사자들의 망을 서로 협의된 장소에서 직접 연결한다. 반면 public peering에서는 공공교환 장소인 IX(Internet exchange)를 통하여 서로의 망을 연결한다. Transit은 규모가 상이한 ISP들 사이에 이루어지는 것으로, 소규모 ISP가 대규모 ISP의 망을 이용한 대가로 중계 접속료를 지불하는 협정을 말한다. 현실 세계에서는 이러한 3가지 유형의 상호 접속 협정들(private peering, public peering과 transit)이 가장 일반적으로 사용되고 있다.

인터넷 발전 초기에는 ISP 망간 트래픽에 대해서는 정산하지 않는 소위 무정산 방식의 peering이 당연한 것으로 여겨졌다. 그 이유로는 다음 세 가지를 들 수 있는데, 1) 모든 사업자들이 다른 네트워크와의 접속을 통한 시장 확대 전략을 추구하고, 2) 기존의 망을 이용한 트래픽 처리에도 심각한 문제가 발생하지 않았으며, 3) 인터넷 트래픽에 대한 과금 기술의 어려움 때문이었다. 그러나 1995년 인터넷의 상업화와 민영화 정책 이후, 수많은 ISP 업체가 출현하면서 무정산 방식이 붕괴되기 시작했다. 인터넷 시장규모가 급속히 확대됨에 따라 트래픽의 적체가 시작되었고, 대규모 ISP(Internet Backbone Provider, IBP)들은 인프라 투자비용에 대한 충분한 보상을 받지 못했다. 그러자 1996년 이후, IBP들은 그들 간에는 무정산 방식의 peering 협정을 유지하면서, 중소 ISP(tier-2 ISP)들과는 peering 협정을 일방적으로 종료하기 시작했다[3]. 다시 말해, tier-2 ISP에 대해서는 트래픽의 양에 기초한 중계접속 요금(transit fee)을 부과하기 시작했다. 이러한 상호접속 협정의 추세는 지금까지 국내외적으로 이루어지고 있으며, 여기서 주목해야 할 것은 KT와 데이콤과 같은 국내 IBP들도 글로벌 인터넷 관점에서는 tier-2 ISP에 해당한다는 것이다.

전화망과는 달리, 인터넷 망에서는 상호접속에 대한 중앙 기관(또는 정부)의 규제는 거의 전무한 실정이다. 패킷교환 방식의 인터넷 서비스는 트래픽의 유발주체가 불분명하고, 트래픽의 규모도 네트워크 간에 불균형적으로 나타난다. 이러한 이유로, 회선교환방식의 전화망에서 적용하는 상호접속 기준이나 대가 산정원칙을 인터넷 망에 적용하는

것은 어렵다. 이러한 규제의 부재 속에서, IBP들의 시장지배력 형성이나 tier-2 ISP들에 대한 불공정 행위가 전 세계적으로 보고되고 있다. 이에 대해 tier-2 ISP들은 중계 접속료를 절감하기 위해 그동안 peering 협정을 맺는다. 또한, 그들은 인터넷 계층구조를 완화하고 우회경로를 증가시키기 위해 multi-homing¹⁾ 형태로 협정을 체결하고 있다[4].

이러한 경쟁적인 인터넷 환경 하에서, 하나의 tier-2 ISP가 총 상호접속 비용을 최소화하기 위하여 어떤 ISP들과 어떻게 상호접속 협정을 맺을 것인가는 매우 중요한 문제(이하, 인터넷 상호접속 문제)이다. 그러나 현실에서는 이러한 인터넷 상호접속 문제를 풀기 위해 직관적이고, 매우 간단한 휴리스틱 방법론을 적용함으로써 비용 측면에서 효율적이지 못하다[5]. 그럼에도 불구하고 국내외적으로 인터넷 상호접속 문제에 관한 연구는 많이 이루어지지 않고 있다. 단지, transit에 대한 peering의 경제성(economic) 모형 및 분석을 다룬 것이거나[6, 7], 특정 ISP 상황에 국한된 상호접속 모델을 제시하는 수준이다[5].

본 논문에서는 하나의 ISP 관점에서 고려될 수 있는 인터넷 상호접속 문제를 제시한다. 여기에서는 현실 세계에서 가장 많이 사용되고 있는 상호접속 협정 유형들, private peering, public peering과 transit을 모두 고려하는데, 이는 본 연구가 처음이다. 본 논문에서 다루고자 하는 문제는 하나의 ISP가 총 상호접속 비용을 최소화하기 위하여 private peering/transit ISP들과 IX들의 최적 집합을 구하는 것이다. 거기에는 진송하고자하는 트래픽 수요가 목적지²⁾별로 주어지고, 잠재적인 private peering/transit ISP들과 IX들은 그들의 라우팅 정보(목적지별 경로들, 각 목적지에 이르는 평균 AS hop수 등)와 비용 함수, 용량 제약 등을 제공한다.

현재의 인터넷 망에서는 기본적으로 best effort 전송 서비스를 제공하고 있다. 그러나 최근에는 VoIP, 화상회의와 같은 실시간 응용 서비스들이 출현함에 따라, 상호접속 협정을 맺는데 있어서 비용뿐만 아니라 서비스 품질(Quality of Service, QoS) 또한 중요시되고 있다. 따라서 본 논문에서는 목적지에 이르는 평균 AS(Autonomous system) hop수에 제약을 줌으로써 QoS도 함께 고려하고 있다.

우리는 먼저 인터넷 상호접속 문제에 대한 MIP(mixed integer programming) 모형을 세우고, 그 문제가 NP-hard임을 증명한다. 이러한 계산 복잡도 측면에서의 어려움으로, 우리는 최적화 알고리즘 대신 효율적인 휴리스틱 알고리즘을 제안한다. 제안된 알고리즘의 성능을 평가하기 위해, 현실 세계에서 사용되는 데이터를 기반으로 다양한 시나리오를 구성하며, 휴리스틱 해와 MIP 모형을 풀어 얻은 최적해를 비교함으로써, 제안된 알고리즘이 근사 최적해를 빠른 시간 안에 제공함을 보인다.

본 논문의 구성은 다음과 같다. 먼저 2장에서는 인터넷 상호접속 유형에 대해 자세히 살펴본다. 3장에서는 인터넷 상호접속 문제에 대해서 구체적으로 설명하고, 우리의 문제와 기존 연구의 차이점에 대해서도 명확히 한다. 4장에서는 본 문제에 대

한 MIP 모형을 제시하고, 우리의 문제가 NP-hard임을 증명한다. 5장에서는 그 문제에 대한 휴리스틱 알고리즘을 제안하며, 6장에서는 전산실험을 통하여 제안된 알고리즘의 성능을 평가한다. 마지막으로, 7장에서는 본 논문을 요약함으로써 결론을 맺는다.

2. 인터넷 상호접속의 유형

앞서 언급했듯이, 현실 세계에서 가장 일반적으로 사용되는 상호접속 협정 유형들로는 private peering, public peering과 transit, 3가지가 존재한다. 본 장에서는 각각의 유형에 대해서 자세히 설명한다.

2.1 Private peering

Peering 협정의 당사자들은 상대방의 네트워크에서 발생하여 자신의 네트워크에서 종료하는(또는 그 반대 상황의) 트래픽에 대해서만 무정산 방식으로 교환한다. 다시 말해 중계(transit) 서비스는 제공하지 않는다. 그러므로 규모가 대등하고, peering을 통해서 동등한 이익을 얻을 것으로 기대되어질 때, peering 협정이 이루어진다. Peering의 일종인 private peering은 위의 특징을 동일하게 가지면서, 서로 합의된 장소에서 직접 망을 연결하는 방식을 취한다. 이 때, 망 연결 비용(회선 및 장비 비용 등)은 공동으로 부담하는 것을 원칙으로 한다. Private peering의 장점으로 트래픽 양에 따른 전송 비용을 부담하지 않으며, 트래픽 전송 시 다른 ISP들을 거치지 않아 경로의 AS hop수가 짧다는 점을 들 수 있다. 반면, 단점으로는 peering 관계에 있는 모든 ISP들과 일대일로 망을 연결해야 하기 때문에, private peering ISP들의 수가 증가함에 따라 상호접속 비용이 증가한다는 문제점이 있다.

2.2 Public peering

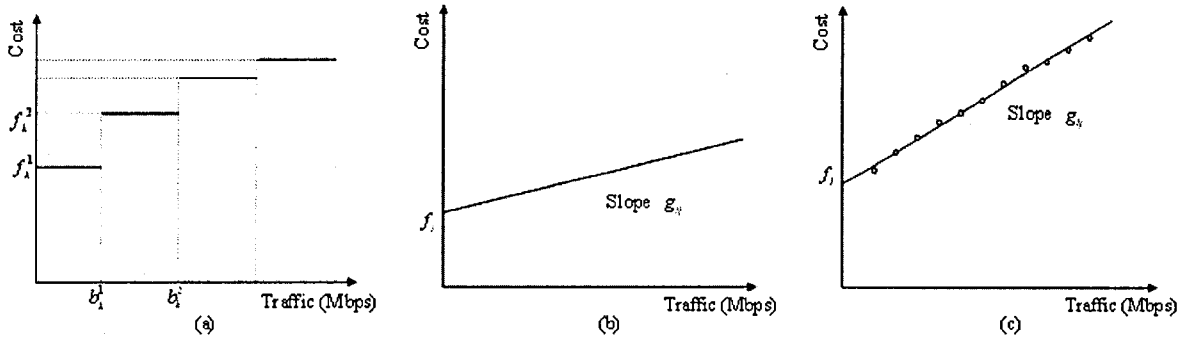
Public peering은 다수의 ISP들이 공공 교환 장소인 IX(Internet exchange)를 통해서, 무정산 방식으로 그들 간의 트래픽을 교환하는 협정을 말한다. 대부분의 IX들은 여러 ISP들이 공동 출자해서 만들어 지기 때문에, 각 회원 ISP는 다른 모든 회원들과 peering 협정을 맺는 것을 원칙으로 한다. 또한 각 회원 ISP는 트래픽을 교환하기 위해 IX에 이르는 연결비용과 IX 운영을 위한 멤버십 요금을 지불한다. Public peering의 장점으로 IX를 통하여 다수의 ISP들과 동시에 상호접속을 할 수 있기 때문에, private peering에 비해 비용 측면에서 훨씬 효율적이다. 그러나 공공 교환장을 이용함으로써, 여유시설 부족과 네트워크 정체라는 문제점이 발생할 수 있다[7].

2.3 Transit

대규모 ISP와 소규모 ISP가 상호 접속할 때, 종종 ISP간에는 공급자-고객 관계가 형성된다. 이 경우 소규모 ISP는 고객이 되고, 대규모 ISP는 트래픽 전송 서비스의 공급자가 된다. 소규모 ISP는 대규모 ISP에게 트래픽 양에 따른 중계 접속료를 지불할 뿐만 아니라, 대규모 ISP 망에 직접 연결하는 비용을 부담한다. 상식적으로 전 세계 모든 ISP와 peering 관계를 맺는 것은 거의 불가능하다. 그러므로 글로벌한 연결성을 위해서는 반드시 transit 협정이 필요하다. 그러나 기하급수적으로 증가하는

1) multi-homing: 둘 이상의 ISP들과 직접 상호접속 협정을 체결하는 것

2) 본 논문에서 목적지는 BGP prefix들의 집합(aggregation)을 의미한다.



<그림 1> 상호접속 협정 유형별 비용 함수

트래픽에 대한 중계접속료의 증가는 tier-2 ISP에 있어서 큰 부담이 아닐 수 없다. 또한 여러 ISP를 지날 수 있으므로, 경로의 AS hop수가 길어 질 수 있다는 단점이 있다. 단, transit 협정 시 서비스 수준 협약(service level agreement)을 함께 맺는 경우에는, 일정 수준의 QoS를 제공받을 수 있다.

3. 문제정의 및 기존 연구와의 비교

3.1 문제정의

본 논문에서는 하나의 ISP가 매 계약기간 시작시점마다 당면할 수 있는 인터넷 상호접속 문제를 다룬다. 여기에서는 가장 일반적인 상호접속 협정 유형들, private peering, public peering, transit 을 모두 고려한다.

우리는 먼저 결정 주체자인 해당 ISP가 자신의 트래픽을 측정할 수 있으며, 그 트래픽이 궁극적으로 어디로 전달되는지 알 수 있다고 가정한다. 다시 말해, 알려진 트래픽 수요를 가지는 목적지들의 집합이 이미 주어졌다고 가정한다. 또한 ISP가 요구하는 경로의 평균 AS hop수의 최대값도 주어졌다고 가정한다.

일반적으로 상호접속 협정은 인터넷의 계층화된 구조 속에서 이루어진다. 이러한 이유로, ISP는 자신이 상호접속 할 수 있는 잠재적인 private peering ISP 집합(간단히, peering ISP 집합), transit ISP 집합과 IX 집합이 존재하게 된다. Peering/transit ISP들과 IX들은 각기 다른 라우팅 정보(목적지별 경로들, 각 목적지에 이르는 평균 AS hop수 등)를 제공하며, 비용 함수와 처리할 수 있는 트래픽 용량에 대한 제약 등을 가진다.

본 연구에서는 peering/transit ISP, 또는 IX와의 상호접속 비용에 대해서 [5, 6]에 근거한 현실적인 비용 함수를 고려한다. 우리는 이러한 비용 함수를 이야기하기 전에 몇 가지 현실적인 가정을 제시한다. 트래픽 흐름의 단위는 Mbps이며, 필요한 모든 회선은 1Mbps 단위로 임대 가능하다고 가정한다. 임의의 ISP에 대한 임대 회선의 비용은 회선의 종류와 거리에 따른 고정비와 회선 용량(Mbps)에 따라 선형적으로 증가하는 변동비로 구성되어 있다. 이러한 고정비와 변동비는 계획기간 중에는 모두 고정되어 있다고 가정한다.

먼저 임의의 peering ISP와의 상호접속 비용은, 망 연결 비용을 공동으로 부담하기 때문에 고정비(회선 고정비, 각종 장비 비용 등)와 회선 용량에 따른 변동비로 계산된다. 본 논문에서는 회선

용량의 단위와 트래픽 흐름의 단위가 동일하다. 그러므로 변동비가 트래픽의 양에 따라 증가한다고 말할 수 있다.

임의의 transit ISP와의 상호접속 비용은 망 연결 비용과 트래픽 양에 따른 중계 접속료가 있다. 중계 접속료는 Mbps 단위로 계산되며, Mbps 당 단위 중계접속 비용은 트래픽 양이 증가할수록 감소하는 경향을 보인다[6]. 그러나 감소되는 금액이 크지 않기 때문에, 총 중계접속 비용은 트래픽의 양에 따라 선형적으로 증가한다고 말할 수 있다. 따라서 transit에 대한 상호접속 비용은 망 연결을 위한 고정비와 트래픽 양에 따라 선형적으로 증가하는 변동비로 계산될 수 있다.

마지막으로 임의의 IX와의 상호접속 비용 함수는 peering이나 transit과는 다른 형태를 지닌다. 그것은 단지 고정비(전용회선, 백업회선, 장비 및 rack space 임대 등)만을 포함하고 있으며, 고정비는 용량의 한계치를 초과할 때마다 계단 형태로 증가한다[5]. 이러한 상호접속 협정 유형에 따른 비용 함수들은 <그림 1>에 도식화되어 있다.

인터넷 상호접속 문제는 총 상호접속 비용의 최소화를 위하여 peering/transit ISP들과 IX들의 최적 집합을 구하는 문제이다. 이 때, 모든 목적지들의 트래픽 수요와 경로에 대한 평균 AS hop수의 제약을 모두 만족시켜야 하며, 각 peering/transit ISP와 IX가 처리할 수 있는 트래픽의 최대 용량을 초과해서는 안 된다.

3.2 기존 연구와의 비교

인터넷 상호접속에 관한 기존 연구는 [5]에 자세히 설명되어 있으며, 그 중에서도 Heckmann et al.[5]의 문제는 우리의 것과 매우 비슷하다. 그러나 [5]에서 다루어지고 있는 상호접속 문제는 German research 네트워크인 DFN의 상황에 국한되어 있다. 그들은 상호접속 유형 중에서 public peering과 transit만을 고려하고 있으며, transit에 대한 상호접속 비용 함수도 우리의 것과는 다르다. 그들의 transit 상호접속 비용 함수는 piecewise linear 형태를 지닌다. 이는 단위 중계접속 비용이 트래픽 양이 증가할수록 약간 할인(discount)된다는 [6]에 근거한 것이다. 그러나 할인되는 금액이 매우 미미하기 때문에 총 비용을 도식화했을 때, <그림 1>의 (c)와 같이 거의 선형적으로 나타난다.

4. 수리적 모형

목적지 집합을 D , peering/transit ISP들과 IX들의 집합을 각각 P , T , W 라 하고, 그것들의 합집합 $\{TUPUW\}$ 을 서비스 제공자 집합 N 이라고 하자. ISP가 요구하는 평균 AS hop수의 최대값을 h_{max} 라 하자. 각 목적지 $j \in D$ 는 트래픽 수요 d_j 를 갖는다. 그리고 각 제공자 $i \in N$ 는 자신이 경로를 제공할 수 있는 목적지들 중에서, 그 경로의 평균 AS hop수가 h_{max} 이하인 목적지들의 집합 $D_i (\subseteq D)$ 를 갖는다. 만약 제공자 i 가 목적지 j 에 대한 경로를 제공할 때, 호 (i, j) 가 존재한다고 하자. 그러면 제공자 i 에 대한 호의 집합은 $A_i = \{(i, j) | j \in D_i\}$ 가 되고, 전체 호의 집합은 $A = \cup_{i \in N} A_i$ 가 된다. 이 때, 그래프 $G = (N, D; A)$ 는 두 노드 집합 N 과 D 사이에만 호가 존재하게 된다. 그러므로 G 는 bipartite 그래프가 된다.

앞서 설명했듯이, 제공자 $i \in N$ 와의 상호접속 비용은 i 가 peering/transit ISP인 경우와 IX인 경우에 따라 그 비용함수가 달라진다. 제공자 i 가 $\{PU T\}$ 에 속하는 경우에는, 고정비 f_i 와 단위 트래픽 양에 따른 변동비 g_i 를 가지며, 최대 용량 b_i 를 갖는다. 제공자 i 가 W 에 속하는 경우에는, 비용함수의 단계들의 집합을 S_i 라 할 때, 각 단계 $s \in S_i$ 별로 용량 b_i^s 과 고정비 f_i^s 가 존재한다. 그러나 S_i 에 속하는 각 단계를, 하나의 용량과 고정비를 가지는 dummy IX라 하면, 그 dummy IX는 peering/transit ISP의 비용함수와 그 형태가 같아진다. 다시 말해, IX $i \in W$ 의 dummy IX들의 집합을 Q_i 라 할 때, 각 dummy IX $k \in Q_i$ 는 용량 b_k ($\leftarrow b_i^s$)과 고정비 f_k ($\leftarrow f_i^s$)를 가지며, 변동비 $g_k = 0$ 를 갖는다. 단, IX $i \in W$ 가 선택이 되는 경우에는 Q_i 에 속하는 dummy IX들 중 반드시 하나가 선택되어야 한다.

Dummy IX $k \in Q_i$ 는 D_i 와 동일한 D_k 를 가지며, 총 dummy IX들의 집합을 $Q = \cup_{i \in W} Q_i$, 새로운 서비스 제공자 집합과 호의 집합을 각각 $N' = \{PU T U Q\}$ 과 $A' = \cup_{i \in N'} A_i$ 라 할 때, 이 확장된 그래프 $G' = (N', D; A')$ 상에서 우리의 문제는 다음과 같은 MIP 모형으로 표현될 수 있다.

(IIP) : Minimize

$$\sum_{i \in N'} f_i x_i + \sum_{(i, j) \in A'} d_j g_i y_{ij}$$

subject to

$$\sum_{i \in A'} y_{ij} = 1, \quad \forall j \in D, \quad (1)$$

$$\sum_{j \in A'} d_j y_{ij} \leq b_i x_i, \quad \forall i \in N', \quad (2)$$

$$\sum_{i \in Q_k} x_i \leq 1, \quad \forall k \in W, \quad (3)$$

$$0 \leq y_{ij} \leq x_i \leq 1, \quad \forall (i, j) \in A', \quad (4)$$

$$x_i \in \{0, 1\}, \quad \forall i \in N'. \quad (5)$$

모형 IIP에서 의사 결정 변수 x_i 는 제공자 $i \in N'$ 이 선택이 되면 1이고, 그렇지 않으면 0이

다. 다른 의사 결정 변수 y_{ij} 는 제공자 $i \in N'$ 를 통해 처리되는 목적지 $j \in D_i$ 의 트래픽 수요 d_j 에 대한 분수값(fraction)을 나타낸다. 목적 함수는 선택된 서비스 제공자들과의 총 상호접속 비용을 최소화하는 것이다. 식 (1)은 모든 목적지들의 수요들을 만족해야 함을 의미하며, 식 (2)는 각 서비스 제공자가 처리하는 트래픽은 그것의 용량을 초과해서는 안 된다는 것을 의미한다. 식 (3)은 IX $k \in W$ 가 선택이 되면 Q_k 에 속하는 dummy IX들 중 반드시 하나가 선택되어야 함을 의미한다. 식 (4)는 임의의 제공자가 선택되지 않는다면 어떠한 트래픽도 그 제공자를 통해서 처리될 수 없음을 의미한다. IIP 모형에서 식 (4)의 추가는 다소 중복된 듯 보인다. 그러나 이는 IIP의 완화모형(relaxation)들을 강화시켜주는 효과가 있다[8].

IIP는 기존에 NP-hard로 잘 알려진 시설용량 제한이 있는 설비의 입지선정 문제(capacitated facility location problem, CFLP)[8]와 그 형태가 매우 흡사하다. 단지, CFLP와 IIP의 차이점은 IX의 비용함수에서 파생된 식 (3)이 추가되었다는 것과 변동비가 단위 수요에만 변할 뿐 거리에 따라 변하지 않는 것이다. 이러한 사실은 IIP를 푸는데 있어서 CFLP 알고리즘의 적용을 가능케 한다. 알고리즘에 관한 내용은 다음 장에서 자세히 다루도록 한다.

CFLP에서 고객 노드가 단 하나인 특별한 경우 또한 NP-hard 문제이며[9], 이러한 문제를 일반적으로 single-node fixed-charge problem (SN-P)라 부른다. 우리는 SN-P를 통해서 IIP가 NP-hard임을 쉽게 증명할 수 있는데, $W = \emptyset$, $|D| = 1$ 로 놓으면 IIP는 SN-P를 특별한 경우로 갖게 된다. 그러므로 IIP도 역시 NP-hard이다.

Proposition 1. 문제 IIP는 NP-hard이다.

5. 알고리즘

CFLP는 그것이 NP-hard임에도 불구하고, 휴리스틱 알고리즘뿐만 아니라 최적화 알고리즘 개발에 관한 연구도 많이 이루어져왔다[10]. 그러나 최적화 알고리즘인 경우에는 중간 사이즈 문제만을 풀었을 뿐, 그 이상의 사이즈를 가지는 문제에 대해서는 합리적인 시간 안에 최적해를 제공하지 못했다[10]. 그러므로 우리는 CFLP의 휴리스틱들 중에서 효율적이라고 알려진 것을 하나 선택해, 우리의 문제에 맞게 적용하려고 한다.

CFLP 휴리스틱들 중에서 개념이 단순하면서도 효과적인 것으로, ADD 휴리스틱이 있다[10]. ADD 휴리스틱은 모든 서비스 제공자들이 선택되지 않은 상태에서 하나씩 추가하는 알고리즘인데, 일반적으로 해의 구성(construction)과 향상(improvement)이라는 2개의 절차로 이루어져 있다. 먼저 ADD 휴리스틱의 설명을 용이하게 하기 위해 몇 가지 모수들을 소개한다.

$N0'$: $x_i = 0$ 인 서비스 제공자 집합,

$N1'$: $x_i = 1$ 인 서비스 제공자 집합,

$N\emptyset'$: x_i 가 아직 결정되지 않은 제공자들의 집합,

$T^*(N, D)$: source 집합 N 과 sink 집합 D 를 가지는 transportation 문제의 최적값.

초기에는 $N0' = N1' = \emptyset$ 과 $N\emptyset' = N'$ 으로 설정한다. ADD 휴리스틱의 전형적인 문제점 중 하나는 불가능(infeasible)한 해를 가지고 시작한다는 것이다. 이를 해결하기 위해 무제한 용량을 가지며, 모든 목적지들에 대한 경로를 제공하는 super 서비스 제공자를 추가한다. 이 때 super 서비스 제공자의 변동비는 매우 큰 값으로 설정한다. 다음은 ADD 휴리스틱의 해 구성 절차(solution construction procedure)를 설명하고 있다.

[해 구성 절차]

단계 1: 각 제공자 $i \in N\emptyset'$ 별로 그것이 선택되었을 때의 saving값 σ_i 을 계산한다.

$$\sigma_i = T^*(N1', D) - T^*(N1' \cup \{i\}, D) - f_i.$$

단계 2: 가장 큰 saving값을 가지는 제공자 i^* 를 찾는다.

$$\sigma_{i^*} = \max_{i \in N\emptyset'} \{\sigma_i\}.$$

단계 3: 만약 $\sigma_{i^*} > 0$ 이면, $i^* \in N\emptyset'$ 를 $N1'$ 으로 옮기는데, 여기서 주의할 점은 제공자 i^* 가 $Q_k, k \in W$ 에 속하는 경우에는 Q_k 에 속하는 나머지 노드들을 모두 $N0'$ 로 옮겨야 한다는 것이다. 만약 $\sigma_{i^*} \leq 0$ 이면, 더 이상 saving이 발생하지 않으므로, 해 구성 절차를 종료한다.

단계 4: 새로운 $N1'$ 을 가지고 transportation 문제를 푼다. 이 때, $N1'$ 에 속하는 제공자들의 트래픽 양은 새로운 서비스 제공자가 추가되면서 감소할 수 있다. 특히, 임의의 dummy IX $i \in Q_k$ 인 경우에는, 그것이 처리하는 양이 IX $k \in W$ 의 비용 함수 중 낮은 단계에 놓일 수도 있다. 만약 이러한 경우가 발생한다면, 그러한 dummy IX를 $N0'$ 안의 그 낮은 단계에 해당하는 dummy IX와 교환한다. 그리고 단계 1로 돌아간다.

위의 절차는 각 iteration마다 $|N\emptyset'|$ 개수만큼 transportation 문제를 풀어야 하는 단점이 있다. 그러나 이러한 문제는 saving값의 하한 $\underline{\sigma}_i$ 을 이용함으로써 간단히 해결할 수 있다. 제공자 $i \in N\emptyset'$ 가 선택되었을 때, $\hat{i} \in N1'$ 가 처리하는 트래픽의 양 중 $i \in N\emptyset'$ 로 이동할 수 있는 임의의 트래픽 양을 $d_{\hat{i}}$ 이라 하자. 그러면 각 제공자 $i \in N\emptyset'$ 에 대한 saving값의 하한 $\underline{\sigma}_i$ 은 다음과 같이 계산된다.

$$\underline{\sigma}_i = \sum_{\hat{i} \in N1'} d_{\hat{i}} \cdot \max(0, g_{\hat{i}} - g_i) - f_i.$$

이제, 해 구성 절차를 통해 얻어진 해를 가지고, 그 해를 향상시키기 위한 절차를 설명한다. 해 구성 절차를 통해서 얻어진 해를 $\widetilde{N1}'$ 라 할 때, 해를 향상시키는 방법은 간단하다. $\widetilde{N1}'$ 에 속하는 서비스 제공자들 중 하나를 선택해 0으로 고정시키고, 나머지는 모두 $N\emptyset'$ 넣은 후, 해 구성 절차를 다시 수행한다. 이렇게 얻어진 해가 이전 해보다 향상이 되면 교환하고, 더 이상 향상되지 않을 때까지 이 절차를 반복한다. 다음은 ADD 휴리스틱의 해 향상 절차(solution improvement procedure)를

정리한 것이다.

[해 향상 절차]

단계 1: $NT' = \emptyset$ 으로 놓는다. 여기서 NT' 은 해 향상 절차를 시도했지만 향상되지 않은, $\widetilde{N1}'$ 에 속하는 서비스 제공자들의 집합을 말한다.

단계 2: 가장 큰 상호접속 비용을 가지는 서비스 제공자 $i \in \{\widetilde{N1}' - NT'\}$ 를 선택한 후, i 를 NT' 에 넣는다. 그리고 $N0' = \{i\}$, $N\emptyset' = N' - \{i\}$, $N1' = \emptyset$ 로 초기화한 후, 해 구성 절차를 수행한다.

단계 3: 새롭게 얻어진 해가 이전 해보다 향상이 되면 $\widetilde{N1}'$ 를 새로운 해로 교환하고, 단계 1로 간다.

단계 4: 만약 $NT' = \widetilde{N1}'$ 이면 해 향상 절차를 종료하고, 그렇지 않으면 단계 2로 간다.

6. 실험결과 및 분석

우리는 제안된 ADD 휴리스틱의 성능을 실험하기 위해서 8개의 시나리오를 구성하고 각 시나리오 별로 100개의 문제를 생성한다. 각 시나리오와 그 예제들은 [5]에서 했던 비슷한 방법으로 생성되는데, 이 때 파라미터들은 크게 시나리오 관련 파라미터들과 시나리오에 따라 변하지 않는 고정 파라미터들로 나뉜다. 관련 파라미터들은 현실 세계 (tier-2 ISP들, REDNET과 DFN)를 고려한 범위 내에서 임의로 정해지는데, 이러한 파라미터들에 대한 데이터가 <표 1과 2>에 정리되어 있다.

ADD 휴리스틱 알고리즘들을 C 언어로 구현하였으며, 알고리즘 계산에 사용된 실험 장비는 펜티엄 IV 2.6 GHz, 메모리 523MB 컴퓨터이다. 본 논문에서는 ADD 휴리스틱의 성능을 평가하기 위하여, 휴리스틱 해와 모형 IIP를 풀어 얻은 최적해를 비교하는데, 이러한 최적해를 얻기 위해 CPLEX 6.6을 사용했다.

총 800개의 예제에 대한 ADD 휴리스틱의 실험 결과는 시나리오 별로 <표 3>에 정리되어 있다. CPLEX를 통해 얻은 최적해는 평균적으로 1000초의 시간이 걸렸으나, <표 3>에 제시된 결과는 ADD 휴리스틱이 빠른 시간 내(최대 0.14초 이내)에 근사 최적해(최적해와의 Gap이 최대 4.51%, 평균 0.23%)를 제공함을 보여주고 있다. 게다가 ADD 휴리스틱은 각 시나리오 별 100개의 예제 중 평균적으로 64개의 최적해를 찾아냈다.

<표 1> 시나리오 관련 파라미터들

S#	P	T	g^T
1	100	10	[20, 80]
2	100	10	[10, 40]
3	100	20	[20, 80]
4	100	20	[10, 40]
5	200	10	[20, 80]
6	200	10	[10, 40]
7	200	20	[20, 80]
8	200	20	[10, 40]

S#: 시나리오 번호,
|P|: peering ISP들의 수, |T|: transit ISP들의 수,
 g^T : transit ISP의 변동비.

<표 2> 고정 파라미터들

파라미터	파라미터의 값 및 범위
D	[200, 500]
d	[50, 1000]
f^T	[10000, 50000]
b^T	총 트래픽의 [50%, 150%]
f^P	[3000, 6000]
g^P	4
b^P	[50, 1000]
W	[4, 8]
S	4
f_s^{IX}	[25000, 60000] + 각 단계별로 [9000, 18000]씩 증가
b_s^{IX}	각 단계별로 총 트래픽 수요의 1/16씩 증가

|D|: 목적지들의 수, d : 트래픽 수요,
 f^T, b^T : transit ISP의 고정비와 용량,
 f^P, g^P, b^P : peering ISP의 고정비, 변동비, 용량,
 |W|: IX들의 수, |S|: IX 비용함수에서의 단계 수,
 f_s^{IX}, b_s^{IX} : IX의 각 비용 단계별 고정비와 용량.

<표 3> ADD 휴리스틱의 실험 결과

S#	Gap(%)	Time(sec.)	#_OPT
	(min, max, mean)	(min, max, mean)	
1	(0, 1.77, 0.32)	(0, 0.06, 0.02)	58
2	(0, 3.07, 0.45)	(0, 0.06, 0.02)	59
3	(0, 3.42, 0.31)	(0, 0.08, 0.02)	62
4	(0, 4.01, 0.32)	(0, 0.06, 0.02)	65
5	(0, 2.88, 0.19)	(0, 0.14, 0.03)	77
6	(0, 0.46, 0.29)	(0, 0.08, 0.02)	77
7	(0, 3.09, 0.3)	(0, 0.11, 0.03)	58
8	(0, 4.51, 0.45)	(0, 0.09, 0.02)	60

Gap(%): {(휴리스틱 해의 값-최적해값)/최적해값}*100,
 Time(sec.): ADD 알고리즘 수행 시간(초),
 #_OPT: 시나리오 별 100개의 예제 중, ADD 휴리스틱이 찾아낸 최적해의 수.

7. 결론

본 논문에서는 하나의 ISP가 매 계약기간 시작시점마다 직면할 수 있는 인터넷 상호접속 문제를 다루었다. 여기서는 처음으로 현실 세계에서 가장 많이 사용되고 있는 상호접속 협정 유형들, private peering, public peering과 transit을 모두 고려했다. 또한, 본 논문에서는 상호접속을 하는데 있어서 비용적인 측면뿐만 아니라, 경로의 평균 AS hop수에 제약을 줌으로써 최근 중요시되고 있는 QoS도 함께 고려했다.

우리는 먼저 인터넷 상호접속 문제에 대한 MIP 모형을 세우고, 그 문제가 NP-hard임을 증명했다. 제안된 MIP 모형은 기존에 잘 알려진 CFLP와 그 형태가 매우 흡사해, 인터넷 상호접속 문제를 푸는데 있어서 CFLP 알고리즘의 적용을 가능케 한다. 그러므로 본 논문에서는 CFLP 알고리즘 중, 단순하면서도 효과적인 ADD 휴리스틱을 우리 문제에 맞게 적용하였다.

제안된 알고리즘의 성능을 평가하기 위해, 현실 세계에서 사용되는 데이터를 기반으로 다양한 시나리오를 구성하였고, 휴리스틱 해와 MIP 모형을 풀어 얻은 최적해를 비교함으로써, 제안된 알고리즘이 근사 최적해를 빠른 시간 안에 제공함을 보였다.

인터넷 상호접속 문제는 전 세계의 수많은 ISP가 매 계약기간 시작시점마다 당면하고 있는 문제이다. 그러므로 본 연구 결과를 현업에 적용한다면, 상호접속 비용의 절감효과는 물론, 서비스 품질의 향상 등을 통해 해당 ISP의 경쟁력을 강화시킬 수 있을 것으로 기대된다.

참고 문헌

- [1] G. Huston, Interconnection peering and settlement-Part I, Internet Protocol Journal, vol.2(1), 1999.
- [2] G. Huston, Interconnection peering and settlement-Part II, Internet Protocol Journal, vol.2(1), 1999.
- [3] K. Cukier, Peering and Fearing: ISP Interconnection and Regulatory Issues, 1998. <http://macross.dynodns.net/idr/Cukier.html>.
- [4] 김희수, 인터넷 상호접속 공정경쟁 이슈와 정책대안, 정보통신정책연구원 (KISDI), 2003.
- [5] O. Heckmann, J. Schmitt and R. Steinmetz, Optimizing interconnection policies, Computer Networks, vol. 46, pp. 19-39, 2004.
- [6] W. B. Norton, A business case for ISP peering, Technical Report Equinix White Paper, Equinix, 2002. <http://www.equinix.com>.
- [7] M. B. Weiss and S. J. Shin, Internet interconnection economic model and its analysis Peering and settlement, Netnomics, vol. 6, pp. 43-57, 2004.
- [8] G. Cornuejols, R. Sridharan and J.M. Thizy, A comparison of heuristics and relaxations for the capacitated plant location problem, European Journal of Operational Research, vol. 50, pp. 280-297, 1991.
- [9] M. W. Padberg, T. J. Van Roy, and L. A. Wolsey. Valid linear inequalities for fixed charge problems. Operations Research, 33:842 - 861, 1985.
- [10] R. Sridharan, The capacitated plant location problem, European Journal of Operational Research, vol. 87, pp. 203-213, 1995.