

연결지향 네트워크에서의 가중치 최소극대 공정 라우팅 알고리즘¹⁾

원현권*, 권오흠**

* **부경대학교 전자컴퓨터정보통신공학부
e-mail:logbook@mail1.pknu.ac.kr*, ohkwn@pknu.ac.kr**

Weighted Maxmin Fair Routing Algorithm in Connection-Oriented Network: Soft QoS(SQS) Service¹⁾

Hyeon-Kwon Won*, Oh-Heum Kwon**

* **Division of Electronic, Computer and Telecommunication
Eng. Pukyong National University

요 약

본 논문에서는 ATM과 같은 연결 지향적 고속네트워크에서, 가중치를 가진 Flow들의 대역폭 할당과 라우팅문제에 있어 공정성과 처리량에 대하여 고려해 보았다. 가중치를 고려치 않은 Flow들에 대한 최적경로설정문제에 대하여, 기존의 QoS 서비스와 Best-Effort 서비스에서 연구된 라우팅알고리즘에서 벗어나, 본 논문은 가중치를 가진 Flow들에 대하여 Soft-QoS서비스를 지원함에 있어서 공정성과 최대 처리량을 정의하고, 또한 이를 바탕으로 가중치 최소극대 대역폭 할당과 가중치 최소극대 공정라우팅 알고리즘을 제안한다. 종단간 최적경로를 설정하는데, 최소비용으로 Bottleneck-Link를 구하고 대역폭을 할당하기 위하여 그래프 상의 노드에 두 가지 색을 사용하는 그래프문제(Graph Coloring)와 최악의 경우를 감안하면서 경로를 선택하는 최소극대화 문제(Maxmin)를 결부시켜 살펴본다. 나아가 Soft-QoS 서비스의 최대값과 최소값을 고려한 가중치를 가진 Weighted-Flow들의 대역폭 할당과 경로설정에서, 동적인 네트워크 환경에 보다 효율적으로 접근 가능한 근사 알고리즘을 제안한다.

1. 서론

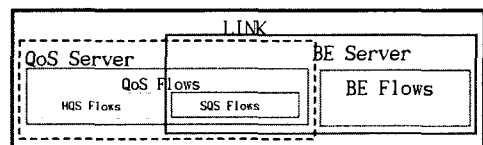
연결 지향적 고속 네트워크에서의 라우팅 알고리즘 설계 시 QoS와 Soft-QoS, Best-Effort서비스를 고려하게된다.[9]

예를 들어 ATM망에서는 서비스 유형별로 독립된 망들이 서로 중첩된 구조로 디자인 될 수 있을 뿐만 아니라, 서비스 유형에 따라 라우팅이 가능하다.

서비스 제공자와 사용자는 네트워크 사용에 대한 서비스 기준을 규정하게 된다. 만약 QoS서비스를 제공받기로 하였다면, 규정된 QoS요구사항을 갖는 QoS 라우팅을 제공하기 위하여 망의 토폴로지 상태 정보가 QoS에 관련된 정보를 가지게 되는데, 이 중 대표적인 것이 링크와 경로상의 거리적 요소와 비용적 요소이다.[8],[11],[12]

제공된 네트워크 서비스를 고려한 종단간의 보다 효율적이고, 성공적인 정보의 전달을 위해, 출발지에서 목적지까지 최적 경로를 찾기 위한 라우팅 알고리즘으로써 단일 라우팅 알고리즘과 다중 라우팅 알고리즘이 있다. 이는 네트워크상에 존재하는 대역폭 제한, 지연, 비용, 지터 등의 요소에 의해 기본적인 라우팅 문제와 혼합된 라우팅문제로 세분화되어 다루어진다.[13]

또한, 라우팅 방식에 따라 크게 소스라우팅, 분산 라우팅, 그리고 계층적 라우팅으로 나뉜다.[8]



(그림 1)에서와 같이 서로 다른 환경을 가진 네

1) 이 논문은 2002년도 두뇌한국21사업에 의하여 지원되었음.

트위크에서 가중치가 부여된 Weighted-Flow들의 대역폭할당과 경로설정에서 있어 사용자가 QoS(Hard-QoS) 서비스가 아닌 Best-Effort 서비스에 가까운 Soft-QoS(SQS) 서비스를 제공받기로 할 때, SQS 서비스가 지원되는 네트워크모델에서 Weighted-Flow들의 대역폭할당 및 경로설정에서 있어 공정성과 최대처리량의 두 요소에 관련된 새로운 연구가 필요하다.

따라서, 본 논문에서는 2장에서 네트워크모델을 제시하고, 3,4장에서 Weighted-Flow에 대하여, 가중치 최소극대 대역폭 할당 알고리즘 WMFBA 및 가중치 최소극대 공정 라우팅알고리즘 WMFR을 제안한다.

또한, 5장에서 동적인 네트워크 상황에서 WMFBA와 WMFR을 보다 간단하고 효율적으로 적용한 알고리즘인 근사 알고리즘을 제안한다.

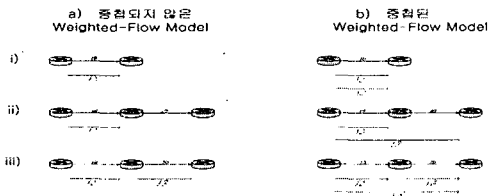
2. 네트워크 모델

본 알고리즘에 적용할 네트워크는 그래프 $G<N,E>$ 로 나타낸다. N 은 네트워크의 각 라우터(이하 노드)의 집합을 의미하고, E 는 노드와 노드를 연결하는 통신 링크의 집합을 의미한다($\forall l \in E$).

각 노드를 통해 새로이 들어오는 Flow는 FIFO의 형태이며, 각 Flow는 가중치를 가지며(이하 Weighted-Flow = Flow) f_w 로 나타내고, $f_w \in F_w(l)$ 이다. $c(l)$ 은 어떤 링크의 전체 대역폭을 의미하며, $B(F_w) \rightarrow R+$ 이다. $B(F_w)$ 는 Weighted-Flow들 각각의 최대값과 최소값 대역폭을 고려한 적절한 대역폭할당 리스트를 의미하고, $B_m(F_w)$ 는 최소극대 대역폭 할당을 의미한다.

3. 가중치 최소극대 공정 대역폭 할당(WMFBA)

가중치를 가지는 연결 지향적 네트워크상의 모든 Flow에 대하여 각 Flow의 종단간의 대역폭 할당 사항상 Flow간의 공정성을 유지하면서 최대의 대역폭이 할당된다.



(그림 2) 가중치를 가지는 Flow들의 네트워크 적용 기본모델

3.1. 대역폭 할당 시 고려되어야 할 공정성과 최

대처리량에 대한 정의

1) 공정성

각각의 링크 l 에서 $f_w \in F_w(l)$ 인 가중치를 가진 Flow는 가중치가 상대적으로 높은 Flow가 그렇지 못한 Flow보다 더 큰 대역폭이 할당된다.

2) 최대 처리량

링크 l 의 전체 용량은 $F_w(l)$ 의 모든 Flow들이 경로상의 다른 곳에 Bottleneck Link를 가지는 f_w 의 최대 대역폭이 제한적이지 않다면 반드시 $F_w(l)$ 안의 Flow들에게 할당되어야 한다.

(그림 2)은 Soft QoS 서비스를 제공하는 연결 지향적 네트워크에서 가중치를 가진 Flow $f_{w1,2,3}$ 의 가상 모델이며, 가중치가 $f_{w1} \leq f_{w2} \leq f_{w3}$ 이라면, 각 링크의 $c(l)$ 의 대역폭 할당에 있어서도 $f_{w1} \leq f_{w2} \leq f_{w3}$ 이다. 2)

정의1

$$\forall l \in E, \sum_{f_w \in F_w(l)} B(f_w) \leq c(l)$$

$$\text{만약, } \sum_{f_w \in F_w(l)} B(f_w) = c(l) \text{ 라면 링크 } l \text{ 이}$$

포화상태임을 나타낸다.

가중치를 가지는 연결 지향적 네트워크상의 모든 Flow F_w 에 대하여, 두 개의 WFBA(Weighted Feasible Bandwidth Allocation) B 와 B' 가 주어질 때, 공정성과 최대 처리량의 관계를 다음과 같이 정의한다. $B(F_w) = (b_1, b_2, \dots, b_i)$, $B'(F_w) = (b'_1, b'_2, \dots, b'_i)$ 일 때,

(1) 두 리스트가 동일하거나, 가중치의 높낮이에 따라 부여된 대역폭 요소의 리스트의 총 할당 대역폭의 크기가 같다면, $B(F_w) = B'(F_w)$ 이고³⁾,

(2) 두 리스트의 대역폭 요소에 대하여, 가중치의 높낮이에 따라 부여된 대역폭 요소의 리스트의 총 할당 대역폭의 크기가 $\sum_{f_w \in B(F_w)} B(f_w) >$

$$\sum_{f_w \in B'(F_w)} B'(f_w) \text{ 라면, } B(F_w) > B'(F_w) \text{ 다}^{3)}.$$

정리1

할당 가능한 대역폭 B 에 대하여, $B_m(F_w)$

2) iii)의 b)에서 위의 조건을 만족하는 $B(F_w)$ 대역폭 할당 리스트 구성 시, 리스트 $r'(4.5.6)$ 은 $B(F_w)$ 의 부분집합이며, f_w 의 대역폭을 SQS의 최대값과 최소값 사이에서의 대역폭 할당 시, 가중치가 상대적으로 낮은 Flow의 대역폭 할당이 최소값에 가까우면 가까울수록 전체 Throughput은 증가한다. 그러므로 $r''(3.6.7)$ 은 $r'(4.5.6)$ 에 비해 공정성을 잃지 않으면서, 전체 처리량이 더 많으므로 공정성과 처리량의 최선의 리스트인 r 에 더 가깝다.

3) 각 Flow들이 가지는 최대값과 최소값을 고려한다.

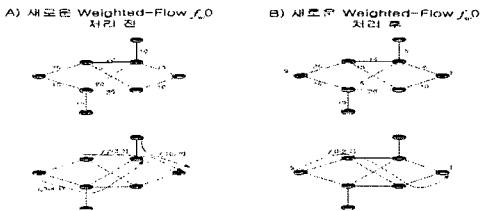
$\geq B(F_w)$.

4. 가중치 최소극대 공정 라우팅(WMFR)

가중치를 가지는 연결 지향적 네트워크상의 모든 Flow에 대하여 각 Flow의 종단간의 경로 설정 시 항상 Flow간의 공정성을 유지하면서 최선의 경로를 설정한다.

$$B_{m,r}(F_w \cup \{f_{\infty}\}) \geq B_{m,r}(F_w \cup \{f_{\infty}\})$$

Soft-QoS 서비스를 제공하는 네트워크이므로, 각 Flow들의 최대값과 최소값을 고려한다. 최소값은 공정성을 유지하면서, 단순히 처리량의 증가를 목적으로 가중치가 낮은 Flow에게 최소극대 대역폭 할당 시 최악의 대역폭 할당 방식에 기준이 되는 값으로 사용되고, 최대값은 각 Flow에 적용될 가중치의 기준이 된다.



(그림 3) 가중치 최소극대 공정 라우팅 모델 (각 Flow는 최대값과 최소값을 가지고, 이 값에 의하여 대역폭 할당과 경로 설정을 한다. 예) (최대값, 최소값.)

4.1 첫 번째 알고리즘

(1). 모든 링크 l 에 대하여, Green 링크와 Red 링크를 선정함에 있어서, 종단간의 경로 상에 존재하는 링크는 Green 링크, 그 이외의 링크는 Red 링크이다.

(2). 종단간의 Green 경로상의 Bottleneck Link

$$\min \left\{ \frac{c(l_b)}{|F_w(l_b)|} \right\}$$

a) l_b 가 Red 링크라면,

i) $F(l_b)$ 를 지나는 모든 Flow에 대하여,

$$\frac{c(l_b)}{|F_w(l_b)|}$$

ii) $F(l_b)$ 의 모든 Flow와 l_b 를 네트워크에서 제거한다.

iii) 2번째 단계로,

b) l_b 가 Green 링크지만, 종단간의 모든 Green 경로가 l_b 를 지나지 않을 경우,

i) $F(l_b)$ 에서 f_{∞} 를 제거한다.

ii) l_b 를 Red 링크로 표시한다.

iii) 2번째 단계로,

c) l_b 가 Green 링크이고, 종단간의 모든 Green 경로가 l_b 를 지날 경우,

i) l_b 는 f_{∞} 의 Bottleneck 링크이다. l_b 를 두 번째 알고리즘에 적용시킨다.

ii) f_{∞} 를 포함한 $F(l_b)$ 의 모든 Flow에 대하여, $\frac{c(l_b)}{|F_w(l_b)|}$ 의 대역폭을 할당한다.

iii) 네트워크로부터 f_{∞} 를 제외한 $F(l_b)$ 의 모든 Flow를 네트워크에서 제거한다.

iv) 두 번째 알고리즘으로 이동.

4.2. 두 번째 알고리즘

(1). $L(f_{\infty}) = \{l_0\}$.

(2). $E - L(f_{\infty})$ 중에, 종단간의 Green 경로상의 Bottleneck 링크를 구한다. 만약 Green 링크이면

$$\min \left\{ \frac{c(l_b) - B_{m,r}(f_{\infty})}{|F_w(l_b)| - 1} \right\}$$

$$\min \left\{ \frac{c(l_b)}{|F_w(l_b)|} \right\}$$

a) l_b 가 Red 링크라면,

i) $F(l_b)$ 를 지나는 모든 Flow에 대하여,

$$\frac{c(l_b)}{|F_w(l_b)|}$$

ii) $F(l_b)$ 의 모든 Flow와 l_b 를 네트워크에서 제거한다.

iii) 2번째 단계로,

b) l_b 가 Green 링크지만, 종단간의 모든 Green 경로가 l_b 를 지나지 않을 경우,

i) $F(l_b)$ 에서 f_{∞} 를 제거한다.

ii) l_b 를 Red 링크로 표시한다.

iii) 2번째 단계로,

c) l_b 가 Green 링크이고, 종단간의 모든 Green 경로가 l_b 를 지날 경우,

i) $L(f_{\infty}) = L(f_{\infty}) \cup \{l_0\}$

ii) f_{∞} 를 제외한 $F(l_b)$ 의 모든 Flow에게

$$\frac{c(l_b) - B_{m,r}(f_{\infty})}{|F_w(l_b)| - 1}$$

iii) 네트워크로부터 f_{∞} 를 제외한 $F(l_b)$ 의 모든 Flow를 네트워크에서 제거한다.

iv) 만약 $L(f_{\infty})$ 의 링크의 집합이 출발지로부터 목적지까지 Green 경로로 설정되었다면 종료, 그렇지 않으면 2번째 단계로 이동.

5. 실시간 데이터 율에 따른 SQS 서비스 대역폭 조절을 위한 근사 알고리즘의 적용

네트워크에서 Bottleneck Link와 가중치가 가장

큰 Flow를 가지는 링크를 회피하는 경로를 선택하기 위하여 제안하는 것으로서, 이는 곧 Bottleneck Link와 가중치가 가장 큰 Flow가 존재하는 링크를 거칠수록 Throughput이 줄어들을 방지하고, 또한 동적 대역폭 할당에 대해 적절한 알고리즘을 설계하기 위함이다.

각 링크의 변화율 $r(l)$ 은 가중치를 가진 Flow들의 실시간 대역폭을 조절하고, 변화율을 Source에게 통지를 목적으로 하는 Control-Message에 의해 유지되는 것으로서 다음과 같다.

1. 가중치가 λ 인 초기 상태의 Control-Message는 link-state 알고리즘에 의해 네트워크상의 각 라우터(이하 링크)로 forward되어진다. $r(l)$ 의 초기 값은 0, 각 단계마다 가중치 λ 에 의한 $r(l)$ 즉, $\min\left(\frac{\alpha(l) - \sum_{f \in F_w^b - F_w^a(l)} r(fw)}{|F_w^a(l)|}\right)$ 을 기억한다.

2. 각 링크가 forward Control-Message를 수신시 $r(l)$ 을 부여하고, 다시 다음 링크로 forward Control-Message를 전송한다.

3. 목적지에서 forward Control-Message를 수신했다면, 다시 backward Control-Message를 출발지로 각 링크를 따라 보낸다.

4. 만약 $r(l)$ 이 Bottleneck-Link라면 $F_w^b(l) = F_w^b(l) + \{fw\}$, 그렇지 않다면 $F_w^b(l) = F_w^b(l) - \{fw\}$ 이다.

5. 출발지에서 backward Control-Message를 수신했을 경우, $r(l)$ 의해 Soft QoS를 적용여부를 결정한 후, f_w 의 최대값과 최소값을 고려한, 주어진 대역의 만족여부에 의해, 데이터 율 $r(l)$ 을 조절한다.

새로운 f_w 에 대하여 네트워크에서의 $r(l)$ 적용 시 다음과 같다.

$$r(l) = \max \left\{ \min \left(\frac{\alpha(l) - \sum_{f \in F_w^b - F_w^a(l)} r(fw)}{|F_w^a(l)| + 1} \right), \min \left(\frac{\alpha(l)}{|F_w^a(l)| + 1} \right) \right\}$$

각 링크의 $r(l)$ 의 최소값 중에서 최대값을 선택함으로써, Bellman-Ford 알고리즘 및 Dijkstra's 알고리즘을 이용하여, 최선의 경로를 선택하게 된다.

6. 결론 및 향후 연구과제

Soft-QoS 서비스를 행하는 연결 지향적 네트워크에서의 가중치를 가진 각 Flow들에 대해서, 서로

tradeoff관계에 있는 공정성과 처리량의 요소들이 최적의 상태를 유지함을 기본전제로 하여, 각 링크에서의 대역폭 할당과 각 Flow에 대한 라우팅에 있어 기존의 가중치가 없는 Flow들을, 본 네트워크에 적용하는 것과는 차별되어야 함을 보였다.

본 논문은 네트워크상에 새로운 가중치를 가진 Flow가 들어올 경우 FIFO에 입각한 단일 Flow를 처리하는 알고리즘이지만, 나아가 다중 Flow처리 문제에 대하여 고려하고, 기존의 Flow처리 알고리즘과 비교한 실제적 시뮬레이션을 할 것이다.

참고문헌

- [1] Jaffrey M. Faffe. Bottleneck Flow Control. IEEE Transactions on Communications, COM-29(7):954-962, July 1981
- [2] Anna Charny, David D. Clark, and Raj Jain. Congestion control with explicit rate indication. IEEE International Conference on Communications, 1995
- [3] Q. Ma, P. Steenkiste, and H. Zhang. Routing high-bandwidth traffic in max-min fair share networks. Proceedings of SIGCOMM'96, August 1996
- [4] Songwu Lu, Kang-Won Lee, and Vaduvur Bharghavan. Revenue-based rate adaptation in mobile computing environment. Unpublished paper, University of Illinois at Urbana-Champaign, Electrical and Computer Engineering, 1997
- [5] Shigang Chen. Routing support for providing guaranteed end-to-end quality-of-service. 1999
- [6] B.B. Kim The Soft QoS Service (SQS) in the internet. IEEE, 2001
- [7] David Durham, Raj Yavatkar. Inside the Internet's Resource reReservation Protocol. Wiley. 1999
- [8] Grenville Armitage. Quality of Service in IP networks. MTP. 2000.
- [9] Christian Huitema, Routing in the Internet second edition. Prentice Hall PTR. 1999
- [10] Andrew S. Tanenbaum, Computer Networks, third edition, Prentice Hall PTR. 1996
- [11] Radia Perlman, Interconnections, second edition, Addison-Wesley. 2000
- [12] Jonh Rawls, A Theory of Justice, 1971