



(19) 대한민국특허청(KR)
(12) 등록특허공보(B1)

(51) Int. Cl.

H04L 12/28 (2006.01)

(45) 공고일자 2006년12월21일
(11) 등록번호 10-0659920
(24) 등록일자 2006년12월14일

(21) 출원번호	10-1999-0059748	(65) 공개번호	10-2000-0075443
(22) 출원일자	1999년12월21일	(43) 공개일자	2000년12월15일
심사청구일자	2004년09월22일		

(30) 우선권주장 09/218,576 1998년12월22일 미국(US)

(73) 특허권자 루센트 테크놀러지스 인크
미합중국 뉴저지 머레이 힐 마운틴 애비뉴 600 (우편번호 : 07974-0636)

(72) 발명자 코다일암무라리드하란삼파스
미합중국뉴저지07746말보로에이레드라이브17

라우왕챙
미합중국뉴저지07724이톤타운빅토리아드라이브40

얀안루
미합중국뉴저지07724이톤타운웨제우드서클66

(74) 대리인
이병호
정상구
신현문
이범래

심사관 : 김대성

전체 청구항 수 : 총 13 항

(54) 제약된 최단 경로 라우팅 방법

(57) 요약

수용 가능한 지연 제약(constraint)하에서 PNNI 프로토콜 네트워크와 같은 고속 데이터 네트워크의 노드들 사이를 라우팅하는 실시간 방법은 각각의 국면에서 디지크스트라(Dijkstra)의 알고리즘을 채택하는 예시적인 두-국면(two-phase) 알고리즘을 사용한다. 예시적인 제 1 국면에서, 디지크스트라 SPF 알고리즘은 목적지로부터 소스까지 최단 누적 지연을 찾는 데 사용되어, 노드 j로부터 목적지 노드 k까지 누적 지연 라벨들(labels)을 생성한다. 그 후, 지연은 제 2 국면에서 채택되고, 여기서 디지크스트라 SPF 알고리즘은 제 1 국면에서 얻어진 결과에 따라 변경되는 링크 매트릭으로서 관리 가중(administrative weight;AW)을 결정하기 위해 예시적으로 채택된다.

대표도

도 1

특허청구의 범위

청구항 1.

소스로부터 목적지까지 네트워크의 경로를 선택하는 방법으로서, 상기 네트워크는 다수의 노드들을 포함하고, 각각의 노드는 링크들에 의해 다른 노드들에 연결되고, 각각의 링크는 적어도 제 1 및 제 2 링크 파라미터들을 반영하는 가중들(weights)을 가지고, 상기 소스와 상기 목적지를 연결하는 경로들은 다수의 링크들을 포함하고, 상기 경로들은 경로 내 링크들에 대한 상기 제 2 링크 파라미터에 대한 누적값의 제약(constraint)을 받는, 상기 네트워크의 경로를 선택하는 방법에 있어서,

- a. 상기 목적지로부터 상기 소스까지의 경로들에 대해, 목적지 k 까지 각각의 노드 j 에 대해 상기 제 2 링크 파라미터에 대한 가중들을 식별하는 라벨들을 생성하도록, 상기 네트워크의 경로들에 대한 상기 제 2 링크 파라미터에 기초하여 최소-가중 경로(minimum-weight path) 식별을 수행하는 단계;
- b. 상기 소스로부터 상기 목적지까지의 경로들에 대해, 링크 매트릭(link metric)으로서 상기 제 1 링크 파라미터를 이용하여 상기 소스로부터 최소-가중 경로 식별을 수행하는 단계; 및
- c. 상기 제 2 링크 파라미터에 대한 상기 누적값 제약이 위반되도록 하는 임의의 노드들을 제거하는 단계를 포함하는, 네트워크의 경로를 선택하는 방법.

청구항 2.

제 1 항에 있어서, 상기 네트워크의 동작은 PNNI 프로토콜에 따르는, 네트워크의 경로를 선택하는 방법.

청구항 3.

제 1 항에 있어서, 상기 제 1 링크 파라미터는 관리 가중(administrative weight:AW)인, 네트워크의 경로를 선택하는 방법.

청구항 4.

제 2 항에 있어서, 상기 제 2 링크 파라미터는 링크 지연인, 네트워크의 경로를 선택하는 방법.

청구항 5.

제 1 항에 있어서, 상기 목적지로부터 경로들에 대한 상기 최소-가중 경로 식별은 디지크스트라(Dijkstra) SPF 알고리즘을 이용하여 달성되는, 네트워크의 경로를 선택하는 방법.

청구항 6.

제 5 항에 있어서, 상기 소스로부터 경로들에 대한 상기 최소-가중 경로 식별은 디지크스트라 SPF 알고리즘을 이용하여 달성되는, 네트워크의 경로를 선택하는 방법.

청구항 7.

제 6 항에 있어서, 상기 네트워크에서 상기 소스 노드로부터 각각의 가능한 목적지 노드까지의 경로들에 대하여 상기 단계들 a, b 및 c을 반복하는 단계를 더 포함하는, 네트워크의 경로를 선택하는 방법.

청구항 8.

제 7 항에 있어서, 제 1 목적지 노드 이후의 목적지 노드들에 대해, 상기 소스로부터 하나 이상의 다른 목적지들까지의 경로 정보는 상기 제 1 목적지 노드 이후의 상기 목적지 노드들 각각에 대한 수용 가능한 경로들을 결정하는데 사용되는, 네트워크의 경로를 선택하는 방법.

청구항 9.

제 1 항에 있어서, 상기 소스로부터 경로들에 대한 상기 최소-가중 경로 식별에서 상기 제 1 링크 파라미터에 대한 상기 누적값이 미리 결정된 최대값을 초과하는 임의의 경로들을 제거하는 단계를 더 포함하는, 네트워크의 경로를 선택하는 방법.

청구항 10.

제 3 항에 있어서, 상기 소스로부터 최소-가중 경로 식별을 수행하는 상기 단계는, (i) 노드 i를 상기 소스 노드로부터 누적 AW로 라벨링하는 단계와, (ii) 상기 목적지로부터 상기 최소-가중 경로 식별 동안 상기 제 2 링크 파라미터에 대한 값들에 기초하여 상기 소스로부터 누적 지연($D_{s,i}$)을 추적(tracking)하는 단계를 포함하는, 네트워크의 경로를 선택하는 방법.

청구항 11.

제 10 항에 있어서, 상기 제거하는 단계는, ($D_{s,i} + d_{j,k} + \delta_{i,j}$)가 상기 제 2 링크 파라미터에 대한 지정된 단-대-단 제약(end-to-end constraint)보다 적은 경우에만, 영구적으로 라벨링된 노드 i의 이웃하는 노드들 j을 라벨링하는 단계를 포함하고, 여기서 $\delta_{i,j}$ 는 노드들 i와 j 사이의 링크에 대한 상기 제 2 링크 파라미터 값이고, $d_{j,k}$ 는 노드들 j와 k 사이의 링크에 대한 상기 제 2 파라미터 값인, 네트워크의 경로를 선택하는 방법.

청구항 12.

제 10 항에 있어서, 상기 제 2 링크 파라미터는 링크 지연인, 네트워크의 경로를 선택하는 방법.

청구항 13.

제 11 항에 있어서, 상기 제 2 링크 파라미터는 링크 지연인, 네트워크의 경로를 선택하는 방법.

명세서

발명의 상세한 설명

발명의 목적

발명이 속하는 기술 및 그 분야의 종래기술

본 발명은 고속 데이터 네트워크에서 데이터 경로들을 라우팅하기 위한 방법 및 시스템에 관한 것이다. 보다 구체적으로, 본 발명은 사설 네트워크 노드 인터페이스(Private network node interface;PNNI) 프로토콜들을 채택하는 네트워크들에서 양호한 라우팅 경로들을 선택하는 방법 및 시스템에 관한 것이다.

고속 비동기 전송 모드(asynchronous transfer mode;ATM) 스위치들과 같은 고용량 데이터 네트워크는 고속 데이터 전달뿐만 아니라 다양한 서비스 질(QoS)을 보장한다. 상기 고속 데이터 네트워크에서 노드들을 상호 연결하는 경로들을 구축하는 중요한 요소는, 효율적이고 신뢰할 수 있는 라우팅 메커니즘이다.

최근에, ATM 포럼은 확정된 PNNI 프로토콜을 표준화하고 있다. 정의된 바와 같이, 이러한 프로토콜들은 노드들 사이의 다수의 QoS 파라미터들로 접속 설정 및 릴리징을 허용하는 라우팅 프로토콜들과 시그널링을 제공한다. 또한, 이러한 프로토콜들은 노드들 사이의 토플로지(topology) 상태 정보의 교환을 제공한다. 1996년 2월자 ATM 포럼, 95-0013, R10, "Traffic Management Specification"과, 1996년 5월자 ATM 포럼, AFPNNI-0055.000, Dykeman,D., 및 M. Goguen의 제 1 권, "PNNI Specification" 을 또한 참조하자.

다양한 실행과 QoS 특징들을 갖는 PNNI 프로토콜들의 많은 구현들이 제안되어왔다. 이러한 PNNI 프로토콜들을 사용하는 것과 같이, 많은 네트워크에서 중요한 고려사항은 최소한의 네트워크 자원들을 채택하면서 바람직한 노드들을 상호 연결하는 것이다. 특히, 최단 상호 연결 경로들을 이용하여 노드들을 상호 연결하는 것이 바람직하다. 부가적으로, 선택된 노드들 사이의 전송을 위한 저 또는 최저 지연 시간을 이루는 것을 추구하는 것이 -특히, 많은 시간-의존 적용들(예를 들어, 멀티미디어 적용)- 보다 중요하게 되었다. 그러므로, 감소된 또는 최소 지연에 기초한 QoS 기준들은 중요한 적용을 위해 매우 중요하고, 서비스 제공자들에 대해 경쟁력 있는 차별성을 제공한다.

다수의 상호 연결된 노드를 가지는 네트워크에서도 선택된 노드들 사이의 최단 경로(또는 최소 정의 비용)를 선택하기 위한 많은 해결책이 있다. 최단 경로 알고리즘들 중에서 유명한 것은 잘 알려져 있는 디지크스트라 알고리즘이다. 디지크스트라 및 다른 알고리즘들에 기초한 해결책들은 종종 다양한 QoS 기준들에 관련된 임의의 조건들을 포함하기 위해 종종 변경될 수 있다. 디지크스트라 알고리즘 해결책과 상응하는 코딩 구현의 경험은 많은 경우들에서 신뢰할 수 있는 것으로 판명되고, 실시간 네트워크 구현에 채택된다.

발명이 이루고자 하는 기술적 과제

따라서, 지연-제약된 해결책과 존재하는 최단 경로 구현들 사이의 기능적인 호환을 유지하고, 존재하는 코드를 재사용하는 것이 바람직하다. 그러나, 본 분야에서 알려진 바와 같이, 부가적인 지연 조건에 따른 최단 경로 문제의 네트워크 해결책은 현재 구현 기술들을 이용하여 실시간 네트워크 환경에서 고치기 어렵다고 판단되고, 소위 "NP hard" 문제라 불린다.

발명의 구성

다음의 구체적인 설명에서 설명된 바와 같이, 본 발명의 예시적인 실시예에 따라, 네트워크 라우팅 기술에서 종래 기술의 제한을 극복하고, 기술적 진보가 이루어진다.

본 발명의 예시적인 실시예에 따라, 수용 가능한 지연 제약을 만족시키면서, 네트워크 내 각각 다른 노드까지 짧은 가중 경로들의 네트워크 내 소스 노드에서 결정들이 행해진다.

예시적인 제 1 국면에서, 디지크스트라 SPF 알고리즘은 목적지로부터 소스까지 최단 누적 지연을 찾는데 사용되어, 노드 j로부터 목적지 노드 k까지 누적 지연 라벨들을 생성한다. 그 후, 지연 결과는 제 2 국면에서 채택되고, 여기서 디지크스트라 SPF 알고리즘은 본 발명의 다른 관점에 따라 링크 매트릭을 변경하여 관리 가중(AW)을 결정하기 위해 예시적으로 채택된다. 보다 구체적으로, 예시적인 실시예에서 (i) 소스 노드로부터 누적 AW로 노드 i를 라벨링하고, (ii) 포워드 AW 라벨링 동안 소스로부터 누적 지연($D_{s,i}$)을 추적하고, (iii) ($D_{s,i} + d_{j,k} + \delta_{i,j}$)는 지정된 단-대-단 지연 제약보다 적을 때만[여기서 $\delta_{i,j}$ 는 노드 i와 j 사이의 링크에 대한 지연이다], 영구적으로 라벨링된 노드 i의 이웃 노드들 j을 라벨링하는 것이 바람직하다고 판단된다.

예를 들어, 도1은 ATM 네트워크의 노드들에 상응하는 노드들의 예시적인 네트워크를 도시한다. 각각의 소스(시작하는) 노드는 네트워크 노드 상태 정보(알려진 바와 같이)를 수신하기 위한 제어 프로세서를 포함하고, 저-비용 또는 거의-최적의 최단 경로 분석을 판단하고, 최대 누적 지연 제약을 받는다. 비용들은 부분적으로 관리 웨이트(AW)에 의해서 예시적으

로 측정된다. 부가적으로, 본 발명의 다른 관점에 따라, 비용은 또한 링크 지연에 의해서 부분적으로 측정된다. 처음에, 본 발명은 단일 목적지(unicast operation)로 저-비용 라우팅을 추구하는 단일 소스에 관해 설명하였다. 단일-소스, 멀티-목적지(multicast) 동작이 이하에 설명될 것이다.

주어진 호출에 대해, 관련된 분리 또는 공용 프로세서에 의해 소스를 대신하여 또는 소스에서 라우팅이 실행된다. PNNI 프로토콜에 따라, 링크 상태 파라미터들은 링크 매트릭 및 링크 속성, 이 두 가지 형태의 노드들 사이에서 통신한다. 링크 매트릭은 링크의 상태 파라미터이고, 상기 파라미터는 주어진 경로를 따르는 모든 링크 파라미터들의 결합이다. 따라서, 상기 링크 매트릭은 주어진 연결에 대해 특정 경로가 수용 가능한지의 여부를 나타낼 수 있다. 반면에, 링크 속성은 경로에서 주어진 링크의 상태를 나타내는 링크 상태 파라미터이다. 경로 지연은 본 발명의 하나의 관점에 따라 경로 가중 결정에 사용하기에 적합한 링크 매트릭이다(AW 보다). 경로 지연은 경로에서 모든 링크의 지연의 합계로 취해진다. 다른 네트워크 노드들로부터 수신된 경로 정보는 노드 프로세서에서 테이블 형태로 바람직하게 저장된다.

모델

네트워크 모델에 의해 네트워크 라우팅 해결책을 보다 엄밀하게 특징지우는 것이 유용하다. 이러한 목적을 위해, $G(V, E)$ 를 네트워크의 지시된(directed) 그래프 표현으로 나타내도록 하자. 본 발명은 트리에 n 노드와 m 호가 있다고 가정하자. $s \in V$ 는 소스를 나타내고, t 는 목적지를 나타낸다. $(i, j) \in E$ 는 그래프에서 지시된 엣지(arc)를 나타낸다. $w_{ij} \geq 0$ 은 호 (i, j) 의 가중을 나타내고, $d_{ij} > 0$ 는 호 (i, j) 를 따라 초래되는 지연을 나타낸다고 하자. $P(i, k)$ 는 노드 i 로부터 노드 k 의 단일 경로 세트를 나타낸다고 하자. $w(P)$ 에 의해 나타나는 경로의 가중 $P \in P(i, k)$ 은 경로에서 호들의 가중의 합계로 정의된다. $d(P)$ 에 의해 나타나는 경로의 지연 $P \in P(i, k)$ 은 경로에서 호들의 지연의 합계이다. 라우팅 문제의 목적은 소스 s 로부터 목적지 t 의 최소 가중의 경로를 찾는 것이고, 그 경로의 지연은 미리-지정된 값 D 보다 작다.

$$\min_{P \in P(s, t)} w(P)$$

$d(P) \leq D$ 이다.

상술한 바와 같이, 이 문제는 NP-hard이다. 다음, 본 발명은 지연 제약들의 위반을 회피하는 동안 경로의 가중을 최소화하기 위해 추진되는 발견(heuristic) 알고리즘을 계발한다. 본 발명은, 경로가 존재한다면 실행할 수 있는 경로(지연 제약들에 대해)로 알고리즘이 항상 종결되는 것을 보여준다. 또한, 본 발명은 본 발명 알고리즘의 구현이 저 가중의 경로를 얻는 것을 보여준다.

알고리즘 설명

이 섹션에서, 본 발명은 각각의 소스에서 실행되는 알고리즘을 설명한다. 우선, 본 발명은 특정 목적지에 대한 알고리즘을 설명한다. 그 후, 알고리즘은 주어진 소스로부터 모든 목적지로 짧은 가중 경로를 계산하기 위한 서브루틴으로 사용된다.

단일 싱크 (Single Sink)

소스 노드를 나타내자. 이 섹션에서, 본 발명은 s 로부터 주어진 목적지 노드 t 로 짧은 가중 경로를 결정한다. 노드 프로세서에서 알고리즘의 처리는 바람직하게 두 국면으로 시작된다. 알고리즘의 국면(1)은 호의 길이로서 지연 레벨들을 사용하여 목적지로부터 소스까지의 경로에 대해 잘 알려진 디지크스트라 알고리즘을 실행하는 것을 포함한다. 국면(1)의 실행으로부터 초래하는 거리 레벨들(지연에서)은 알고리즘의 국면(2)에서 사용된다. 이제 본 발명은 국면(1)에 대한 알고리즘을 제공한다.

국면(1)(s, t, d)

· 초기화

- $U = V$, $W = \emptyset$, $\delta_r = 0$, $\delta_j = \infty \quad \forall j \neq t$

· 반복 단계

- $k = \text{Arg} \min_{j \in U} \delta_j$
- $U = U \setminus \{k\}$ 및 $W = W \cup \{k\}$

각각의 $j \in U, (j, k) \in E$ 에 대해, $\delta_k + d_{jk} < \delta_j$ 라면, $\delta_j = \delta_k + d_{jk}$

·종결 테스트

- $s \in W$ 라면, 정지

δ_j 가 노드 j 로부터 목적지 t 까지 최단 경로 길이를 나타낸다. $\delta_s > D$ 라면, 문제를 해결할 실행할 수 있는 해결책이 없고, 알고리즘은 종료된다. $\delta_s \leq D$ 라면, 디지크스트라의 알고리즘의 변경된 버전인 알고리즘의 국면(2)이 소스 s 로부터 실행된다.

알고리즘 설명을 쉽게 하기 위해, 본 발명은 옛지의 일반화된 가중을 정의한다

(i, j) 로서

$$v_{ij} \triangleq (w_{ij}, d_{ij}) \quad (1)$$

단일 경로 $P \in P(i, k)$ 의 일반화된 가중은 $v(P) \cdot (w(P), d(p))$ 로 정의된다.

국면(2)에서 각각의 노드의 앞서는 것은 $\pi[i], \forall i \in V$ 에서 유지되고, 두-튜플 라벨(ω, Ψ)은 각각의 노드에 대해 유지되고, 여기서 ω 는 실행 가능한 경로에 따른 소스 s 로부터의 누적 가중이고, Ψ 는 동일한 경로에 따른 소스 s 로부터의 지연이다. 사전 편찬상의(lexicographic) 순서는 이러한 두-튜플에 대해 정의된다, 즉,

정의 1 은 정의한다

$$(\omega_i, \Psi_i) < (\omega_j, \Psi_j)$$

만약

$$\omega_i < \omega_j, \text{ 또는}$$

$$\omega_i = \omega_j \text{ 및 } \Psi_i < \Psi_j$$

알고리즘의 국면(2)은:

국면(2)(s, t, w, d)

·초기화

$$1: U = V, W = \emptyset, \omega_s = \Psi_s = 0, \omega_j = \Psi_j = \infty \quad \forall j \neq s,$$

$$\pi[j] = \text{널} \quad \forall j \in V$$

·반복 단계

$$2: k = \text{Arg} \ min_{j \in U} (\omega_j, \Psi_j)$$

3: $U = U \setminus \{k\}$ 및 $W = W \cup \{k\}$

4: 4.1: 각각의 $j \in U, (k, j) \in E$

4.2: $(\omega_k + w_{kj}, \Psi_k + d_{kj}) < (\omega_j, \Psi_j)$ 라면

4.3: $(\Psi_k + d_{ki} + \delta_j \leq D)$ 라면

4.4: $\omega_j = \omega_k + w_{kj}$

4.5: $\Psi_j = \Psi_k + d_{kj}$

4.6: $\pi[j] = k$

· 종결 테스트

5: $t \in W$ 이면 정지

라인 4.3을 보면, 상술한 알고리즘은 일반화된 가중 v 에 관한 디지크스트라의 알고리즘이다. 바꾸어 말하면, 지역 레벨 Ψ 을 갖는 가중에 관한 디지크스트라의 알고리즘은 타이-브레이커(tie-breaker)로 사용된다. 디지크스트라의 알고리즘에서 판명되어 사용되는 모든 논의들은, 본 발명이 1에서 정의된 일반화된 가중을 사용할 때 여전히 적용되고, 본 발명은 다음의 정리를 가진다.

정리1 본 발명이 일반화된 가중 v 에 관해 G 에 디지크스트라의 알고리즘을 실행한다면, 그 후,

$$(\omega_i, \Psi_i) = \min_{P \in P(s, i)} v(P)$$

에서 종결된다.

다음의 원리는 본 발명의 알고리즘의 특성을 요약한다.

정리2 국면(2)은 지역 제약을 만족시키는 경로로 종결된다. 부가하여, 지역 제약을 만족시키는 가중에 관한 최단 경로들이 있다면, 알고리즘은 하나를 찾을 것이다.

증명:

먼저 본 발명은 $\delta_s < D$ 일 때, 국면(2)은 지역 제약을 만족시키는 경로를 찾을 것이다.

라인 4.3 및 4.4로부터, 노드 i 의 가중 레벨, ω_i ,은 노드 i 가 실행 가능한 경로일 때만(예를 들어, 지역 제약을 만족시키는 i 로부터 t 까지가 적어도 하나 있다), 한정된 값을 가정할 수 있다. 부가하여, 라인(3)은 각각의 반복에서 세트 U 로부터 하나의 요소를 제거한다. 따라서, 알고리즘이 실행 가능한 경로를 찾는데 실패한다면, 본 발명은 알고리즘의 실행 동안 임의의 지점에서 $\omega_i = \infty, \forall i \in U$ 를 가져야 한다. 이것은 다음의 이유에 기인하여 가능하지 않다: 노드가 세트 W 에서 포함될 때마다 지역 제약을 만족시키는 노드를 통해 소스로부터 목적지까지 경로가 존재한다. $s \in W$ 및 $t \in U$ 이기 때문에(다시 말해서 알고리즘이 계속된다), $\exists k \in W, j \in U, s.t. \text{엣지}(k, j)$ 는 실행할 수 있는 경로이다. k 가 W 에 포함될 때 ω_j 의 값은 한정된 값으로 갱신되고, 모순을 갱신한다.

원리의 제 2 진술을 판명하기 위해, 우선 일반화된 가중 v 에 관해 실행되는 디지크스트라의 알고리즘을 고려한다. 이것이 s 로부터 t 까지 단일 경로로 종결될 때, $P^*(s, t) = (s, i_1, \dots, i_{k_0} = t)$ 에 의해 나타나고, 이 경로에서 각각의 노드는 라벨[

$(\omega_{ik}, \Psi_{ik}), k=1, \dots, k_0]$ 을 가진다. 정리1로부터 본 발명은 $P^*(s, t)$ 가 s 로부터 t 까지 모든 경로들 중 가중에 관한 최단 경로라는 것을 알고, 하나 이상의 그러한 최단 경로가 있다면, $P^*(S, 5)$ 는 그들 중 가장 작은 지연을 가진다. 따라서, 지연 제약을 만족시키는 가중에 관한 최단 경로들이 있다면, $P^*(s, t)$ 는 그들 중 하나이다.

$P^*(s, t)$ 와 동일한 지연을 가진 가중에 관한 최단 경로가 없다고 가정하자. 그 후, 본 발명은 a) $P^*(s, t)$ 상의 노드 i_k 에 대한 라벨이 여전히 (ω_{ik}, Ψ_{ik}) 이고, b) s 로부터 t 까지 경로는 $P^*(s, t)$ 로 발견되는 국면(2)의 종료에 따라 판명되는 수학적인 유도를 사용한다.

$P^*(s, t)$ 가 실행할 수 있는 경로이기 때문에, 라인4.3의 조건은 $\text{호}(s, i_1)$ 가 조사(explor)될 때 만족된다. 정리1에 의해, $\text{호}(s, i_1)$ 는 s 로부터 t 까지 모든 경로 중 가장 작은 일반화된 가중 v_{si1} 을 가지고, 그래서, 노드 i_1 는 영구적으로 $(\omega_{i1}, \Psi_{i1}) = (\omega_{si1}, \Psi_{si1})$ 로서 라벨링되고, 그것의 앞선 것은 s 일 것이다.

s 로부터 t 까지 다른 경로들이 있고, 그것의 일반화된 가중은 (w_{si1}, d_{si1}) 과 동일하고, 그러한 경우 노드 i_1 는 s 로부터가 아니라 이러한 경로들 중의 하나인 마지막 노드로부터 영구적으로 라벨링되고, $P^*(s, i_1)$ 의 마지막 노드를 말하는 것이 가능하다. 그러나, i_1 에 대한 라벨이 값이 동일하기 때문에, s 는 여전히 i_1 의 앞서는 트리에 있고, 일부의 중간 앞서는 노드들로 가능하고, 관계되는 가중과 지연이 면 만큼 (s, i_1) 를 찾는 것으로부터 다른 점이 없다. 따라서, 본 발명은 증명의 나머지에서 일반적인 손실이 없는 경우에 무시할 것이다.

노드 i_1 가 직접 s 에 연결되기 때문에, 이것은 s 가 세트 U 로부터 취해지고, 이것이 알고리즘의 제 1 반복 동안 발생할 때 이 것의 영구적인 라벨을 취득한다. 라벨 값들이 증가하지 않고, $k=1, \dots, k_0-1$ 에 대해 $(\omega_{ik}, \Psi_{ik}) \leq (\omega_{ik+1}, \Psi_{ik+1})$ 이고, 본 발명은 $(\omega_{i1}, \Psi_{i1}) < (\omega_{i2}, \Psi_{i2})$ [또는, 동일하게 $(\omega_{i1i2}, d_{i1i2}) > (0, 0)$]이면, 노드 i_1 는 $(\omega_{i1}, \Psi_{i1}) = (\omega_{i2}, \Psi_{i2})$ (예를 들어, $(\omega_{i1i2}, d_{i1i2}) = (0, 0)$)라면, i_2, \dots, i_{k_0} 이전에 세트 U 로부터 제거된다]라면, 그 후, i_2 는 세트 U 로부터 i_1 이전에 제거되는 것이 가능하다. 그러나, 이것은 본 발명이 $P^*(S, i_2) = (s, i_1, i_2)$ 로서 동일한 가중 및 지연으로 s 로부터 i_2 까지 다른 경로를 찾을 수 있다는 것을 의미한다. 다시 말해서, 이러한 경우들이 관계된 지연과 가중에까지 동일하기 때문에 본 발명은 i_2 이전에 세트 U 로부터 제거되는 i_1 의 그것으로부터 그러한 경우들을 구별할 수 없다. 증명의 나머지에 대해, 본 발명은 일반성의 손실 없이 $(\omega_{ik}, \Psi_{ik}) \leq (\omega_{ik+1}, \Psi_{ik+1})$ 을 가정한다.

노드 (i_1, \dots, i_k) 가 세트 U 로 이동하고, 영구적으로 $(\omega_{i1}, \Psi_{i1}), \dots, (\omega_{ik}, \Psi_{ik})$ 로 라벨링되는 도입 목적에 대해 가정하자. s 로부터 t 까지 경로가 (s, i_1, \dots, i_k) 로 발견되고, i_k 는 노드 $(i_{k+1}, \dots, i_{k_0})$ 이전에 세트 U 로부터 제거된다고 또한 가정하자. 본 발명은 노드 i_{k+1} 가 경로상의 다음이고 $(\omega_{ik+1}, \Psi_{ik+1})$ 로 라벨링되는 것을 보여준다.

노드 i_k 가 세트 U 로부터 제거될 때, $\text{호}(i_k, i_{k+1})$ 는 $P^*(s, t)$ 의 부분이고, i_{k+1} 은 $P^*(s, t)$ 상에 있고, 라인4.3의 조건이 만족된다. 따라서, i_{k+1} 은 $(\omega_{ik}, \Psi_{ik}) + (\omega_{ikik+1}, d_{ikik+1}) = (\omega_{ik+1}, \Psi_{ik+1})$ 로 라벨링될 것이다. $(\omega_{ik+1}, \Psi_{ik+1})$ 이 정리1에 의해 가장 작은 라벨이기 때문에, 노드 i_{k+1} 는 다시 라벨링되지 않을 것이다. 부가하여, i_{k+1} 은 노드 i_k 가 세트 U 로부터 제거되고, 이 라벨인 i_{k+2}, \dots, i_{k_0} 의 그것보다 작을 때 그것의 영구 라벨을 취득하기 때문에 노드 $(i_{k+2}, \dots, i_{k_0})$ 이전에 세트 U 로부터 제거될 것이다. 이것은 본 발명의 귀결로 결정된다.

최종적으로, $P^*(s, t)$ 와 동일한 지연을 가지는 가중에 관한 다른 최단 경로가 있다면, 그러한 다른 경로는 $P^*(s, t)$ 대신에 발견되는 것이 가능하다. 그러나, 그러한 경로들은 관계되는 지연과 가중까지 동등하다.

다중 싱크 케이스(Multiple Sink Case)

PNNI의 목적은 소스 s 로부터 모든 다른 노드들까지 최단 경로를 결정하는 것이다. 이것은 소스로부터 각각의 싱크까지 국면(1) 및 국면(2)을 실행하여 행해진다. 그러나, 알고리즘이 소스로부터 목적지 t_1 까지 짧은 가중 경로를 결정하도록 실행

될 때, 스스로부터 다른 목적지들까지 짧은 경로들에 대한 정보가 주어진다. 특히, 세트 F에서 모든 목적지들에 대해, 제약된 최단 경로 문제의 최적 해결책이 알려져 있다. 이것은 다중 싱크 케이스에서 개발된다. 알고리즘 다중 싱크는 아래에 주어진다:

다중 목적지들(s)

·초기화

- $G=V$, $F=\emptyset$ $M=\infty$

·반복 단계

- $t \in G$ 를 집는다

- 국면(1)(s,t,d)

- 국면(2)(s,t,w)

·종결 테스트

- $G \in \emptyset$ 라면 정지하고, 그렇지 않으면 반복 단계로 간다

도1의 일례의 네트워크로 복귀하여, 본 발명은 상술한 국면(1) 처리의 적용을 고려한다. 도2에 예시된 바와 같이, 국면(1)은 역 디지크스트라 SPF 알고리즘을 이용하여 노드 j로부터 목적지 k까지 지연에 대해 가장 작은 지연 라벨들($d_{j,k}$)을 결정하는 단계를 구비한다. 소스-목적지 지연은 10개 유닛들에 또는 이보다 적게 제약된다. 링크 파라미터들은 (링크 AW, 링크 지연)으로 나타난다. 예를 들어, 도2의 최고의 경로에 대해, 링크(AW, 지연) 튜플은 (1,4)이다.

도3에서, 국면(1) 처리 결과는 국면(2) 처리에 적용된다. 특히, 본 발명은 스스로부터 이 시간, 디지크스트라 SPF를 다시 실행한다. AW는 "shortest" 경로 결정을 위한 링크 메트릭으로 사용되지만, (i) 각각의 노드는 스스로부터 누적 AW 합계로 라벨링되고, (ii) 영구적으로 라벨링된 노드 i의 이웃하는 노드 j의 소스 $D_{s,i}$ 라벨로부터 누적 지연은 ($D_{s,i} + d_{j,k} + \delta_{i,j}$)가 단-대-단 지연 제약을 만족시킨다면 갱신된다(10, 본 예에서). 네트워크 표현의 상부 주변을 따르는 경로는 지연 제약을 초과하는 11의 지연을 가진다는 것이 명백하다. 그러나, 노드 6 및 3를 통해 스스로부터의 경로는 9의 전체 경로 지연을 가진다. 노드 서클 내부의 튜플은 링크의 합계와 링크 지연의 합계를 각각 나타낸다.

앞서 말한 것으로부터, PNNI 프로토콜의 정상 사용에서 제공되는 링크 데이터에 응답하여 데이터의 노드들에서 데이터 네트워크의 실시간 라우팅을 허용하는 본 발명의 개시에 따라 존재 프로그램 코드를 포함하는 현재 사용 가능한 디지크스트라 알고리즘이 적용될 수 있다는 것은 본 분야의 당업자들에 의해 인정될 것이다.

본 발명 방법과 노출된 알고리즘과 방법을 채용하는 시스템의 이용에 있어서, 노드 프로세서들 또는 다른 프로세서 시설들은 적어도 하나의 그러한 경로가 존재한다면 단-대-단 지연 제약을 만족시키는 네트워크를 통해 하나 이상의 실행 할 수 있는 경로들을 찾을 것이다.

AW 최단-경로가 지연 제약을 만족한다면, 경로는 본 발명의 개시를 이용하여 유익하게 선택될 것이다. 상술한 방법이 하나-모든 최단 경로 해결책에 대해 디지크스트라 알고리즘 $n+1$ 횟수들의 이용을 나타내는 방법을 나타내지만, 노드들 사이의 지연-결정 라벨들 $d_{j,k}$ 을 교환하여 적절한 환경에서 계산형 로드가 감소될 수 있다는 것이 본 분야의 당업자들에게 인정될 것이다. 본 구체적인 설명은 PNNI 프로토콜의 문맥에서 계속되지만, 본 발명은 다양한 네트워크 프로토콜을 사용하는 다양한 네트워크 타입들에서 유용하게 입증될 것이다.

첨부한 청구범위의 정신과 범위내의 모든 다른 변경 및 확장은 본 발명 가르침의 견해에서 본 분야의 당업자들에게 발생할 것이다.

발명의 효과

본 발명의 1 국면에서, 디지크스트라 SPF 알고리즘은 목적지로부터 소스까지 최단 누적 지연을 찾는데 사용되어, 노드 j로부터 목적지 노드 k까지 누적 지연 라벨들을 생성할 수 있고, 그 후, 지연은 제 2 국면에서 채택되어 디지크스트라 SPF 알고리즘은 제 1 국면에서 얻어진 결과에 따라 변경되는 링크 매트릭으로서 관리 가중(administrative weight; AW)을 결정하기 위해 채택될 수 있다.

도면의 간단한 설명

다음의 구체적인 설명의 예시적인 실시예와 첨부된 도면에서 설명된 바와 같이 본 발명은,

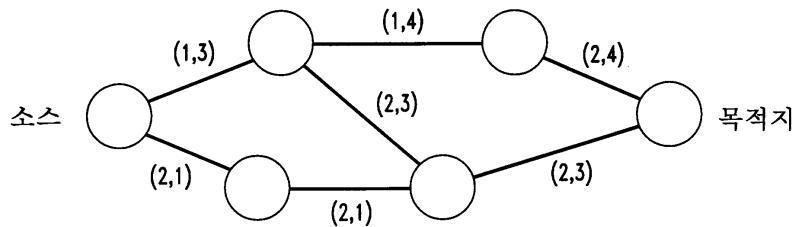
도1은 본 발명의 예시적인 실시예를 예시하기 위한 일례의 네트워크를 도시한 도면.

도2는 도1의 일례의 네트워크에 적용됨에 따라 본 발명의 예시적인 실시예의 이해할 수 있는 국면(1)을 도시하는 유용한 도면.

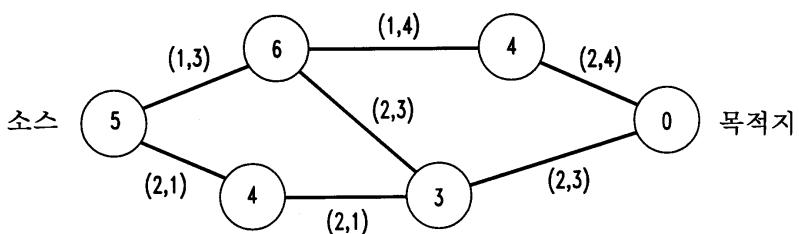
도3은 도1의 일례의 네트워크에 적용됨에 따라 본 발명의 예시적인 실시예의 이해할 수 있는 국면(2)을 도시하는 유용한 도면.

도면

도면1



도면2



도면3

