

相互接続された網における
輻輳制御方式 FCP とその解析的評価

A CONGESTION CONTROL POLICY
FCP: FOR INTERNETWORKS
AND ITS ANALYTICAL EVALUATION

ラッティコン ワラクンシリパン 白鳥 則郎 野口 正一
(Ruttikorn Varakulsiripunth) (Norio Shiratori) (Shoichi Noguchi)

東北大学 電気通信研究所
(Research Institute of Electrical Communication, Tohoku University)

ABSTRACT This paper proposes a congestion control policy for internetworks, called "FCP", in order to improve the performance of each networks under heavy load conditions. In FCP policy, a set of permissible acceptance rates for the traffic flow via gateway to each network is decided in compliance with the criterion of performance requirements of each network. Then, the traffic flow from other networks to a network is limited with the permissible acceptance rate upon its arrival at the gateway which is adjacent to this network. Finally, the required performance of each network is guaranteed. FCP policy is analyzed and evaluated quantitatively whereby the queueing models of gateways and network's nodes are developed. Finally, the performance evaluation based on FCP scheme is formulated in terms of network throughput and the algorithm of the permissible acceptance rate's decision is provided.

1. まえがき

一般に、単一の計算機網に流入するトラフィック量が急激に増大すると、網内輻輳 (congestion) が生じ、同時に網のパフォーマンスが劣化することが知られている。このような輻輳を回避するための種々の方式があり、筆者らは、網内ノードにおけるバッファ管理に注目した“PF-C方式”を提案し、その解析と定量的評価の結果を報告した [1]。

最近重要となって来たゲートウェイ方式により相互接続された網 (internetworks) において、一般に個々の網に流入するトラフィックには、自網に接続しているユーザ端末からのトラフィックだけでなく、他網からのトラフィックも含まれている。従って、他網からのトラフィックの増大による網内輻輳も大きな問題となる。又、他網からのトラフィックが混入して来るため、自網のトラフィックでの処理におけるパフォーマンスが通常より低下することも問題である。このような internetworks における輻輳制御に関する研究は少なく、ほとんど実験やシミュレーション的な研究にとどまっている [2], [3]。

本研究では、internetworks における網間トラフィックによる輻輳を回避し、個々の網のパフォーマンスを改善する目的で、FCP方式 (Flow Control with Permissible acceptance rate) を提案する [4]。FCP方式は他網からある網への網間トラフィック量を、各網のパフォーマンスに応じて、ゲートウェイにおける入力許可率で制限する。

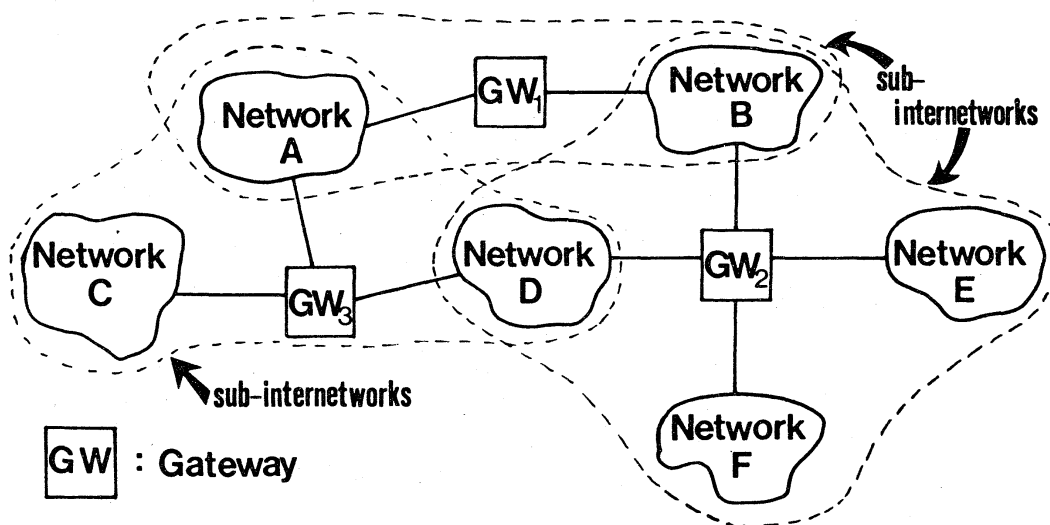


図 1. 一般の相互接続された網 (Internetworks).

次章では、FCP方式の概念について説明し、入力許可率の定量的な決定を議論する。第3章では、FCP方式を定量的に評価するため、internetworksにおけるゲートウェイ・モデル及び各網内のノード・モデルを与え、解析を行う。システムにおける平衡方程式が連立差分方程式となり、本論文では、local balance equationの解析手法^[1]を用いて、解（定常確率）を求める。更に、FCP方式に基づくスループットの評価式を与える。第4章では、FCP方式に基づく入力許可率を求めるアルゴリズムを与える。ここで、スループットの評価式が多元高次方程式となり、一般解を得るのは不可能である。本論文では、近似数値計算法を用い、FCP方式の評価を行う。

2. FCP方式

2.1 sub-internetworks system

一般に、多重結合型ゲートウェイ方式、つまり網間にゲートウェイ(GW と略称する)を置いて相互接続された網は図1に示すように、複数の網と夫々を結合する複数のGWから構成される。しかし、このようなinternetworksは規模が大きいため、システム全体における輻輳問題の解決法を見出すには困難である。このため、本論文では、internetworksシステムを個々のsub-internetworks(図1の点線で囲まれた部分)に分割し、図2に示すsub-internetworksシステムを考察の対象とする。次に、sub-internetworksシステムを定義する。

【定義1】 M 種類 ($M \geq 2$)の網を一個のゲートウェイで結合したシステムをsub-internetworksと定義する。

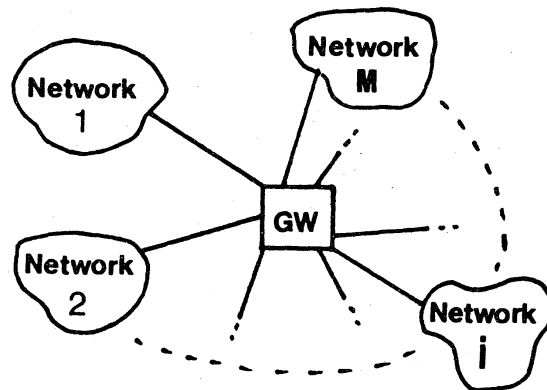


図2. 考察のsub-internetworks system ($M \geq 2$)

2.2 FCP方式の概念

sub-internetworks においては、ある網に網間トラフィックが混入して来るため、自網のトラフィックの処理が影響を及ぼされ、処理される量が少なくなる。又、網内トラフィックの一時的な増大によって輻輳状態に陥った網に、網間トラフィックが混入して来ると混雑度が高くなり、パフォーマンスが著しく劣化する。FCP方式では、各網に及ぼすこのような網間トラフィックの悪影響を防ぐため、各網への網間トラフィックの規制を以下のように行う。

まずGWは各網のトラフィック状況を監視し、それぞれの状況における各網のパフォーマンスに応じて、各網への網間トラフィックの入力許可率を決定する。次に、GWは入力許可率の割合で網間トラフィックを受け入れ、それ以外のを棄却する。入力許可率を0から1までの正実数とし、次のように考える。つまり、GWに到着したある網へ行く網間トラフィックの中から高々何%までしかGWにアクセスさせない。例えば、入力許可率を0.3と決定した場合、その網間トラフィックの30%がGWに受け入れられ、残り70%が棄却される。

又、入力許可率の決定に際して、なるべく不公平さを少なくなるように次の対策を講じる。つまり、各網に適切な評価基準を設定し、それぞれの基準を満たすような入力許可率を決定する。一般に評価基準は多数あり、全ての基準を満足させるのは難しい。本論文では、評価基準として簡単のため、スループットを対象とする。

2.3 FCP方式に基くGWにおける入力許可率の決定

図2より、GWに接続されたM個の網をそれぞれ網1, ..., 網Mと略称し、 $i, j=1, \dots, M$ に対して次の諸記号を定義する。

- 1) Γ_i を網iで発生する全トラフィックの平均発生率(パケット/秒)とする。又、 $\Gamma = (\Gamma_1, \dots, \Gamma_M)$ を Γ_i のM次元ベクトルとする。
- 2) $\gamma_{i,j}$ を網iから出て網jへ行くトラフィックの、GWにおける平均到着率(パケット/秒)とする。但し、 $\gamma_{i,i} = 0$ とする。又、全ての他網から網iへのトラフィックの、GWにおける平均到着率を γ_i とし、次式で定義する。

$$\gamma_i = \sum_{j=1}^M \gamma_{j,i} \quad ; i=1, \dots, M \quad (1)$$

更に、 $\gamma = (\gamma_1, \dots, \gamma_M)$ を γ_i の M 次元ベクトルとする。

- 3) r_i を他網から網 i へ行くトラヒックに対するGWにおける入力許可率とする。
 又、 $r = (r_1, \dots, r_M)$ を r_i の M 次元ベクトルとする。
 但し、 $0 \leq r_i \leq 1$ とする。

ここで、前述のように、各網には二種類のトラヒックがあり、一つは自分のトラヒック、もう一つは他網からGWを通じて来たトラヒックである。例えば、網 i には平均 Γ_i の自分のトラヒックと平均 γ_i の他網からGWを通じて来るトラヒックが存在する。従って、各網のスループットはこの二種類のトラヒックから得られる。即ち、スループットはこの二種類のトラヒックの関数で表わされる。本論文では、各網のスループットを次のように定義する。

- 4) 網 i のスループット $S_i(\Gamma_i, \gamma_i)$ を $SI_i(\Gamma_i, \gamma_i)$ と $SO_i(\Gamma_i, \gamma_i)$ に分割する。
 ここで、 $SI_i(\Gamma_i, \gamma_i)$ を Γ_i によるスループット、 $SO_i(\Gamma_i, \gamma_i)$ を γ_i によるスループットとする。つまり、次式で定義する。

$$S_i(\Gamma_i, \gamma_i) = SI_i(\Gamma_i, \gamma_i) + SO_i(\Gamma_i, \gamma_i) \quad ; i=1, \dots, M \quad (2)$$

次に、 $S(\Gamma, \gamma)$ 、 $SI(\Gamma, \gamma)$ 及び $SO(\Gamma, \gamma)$ を以下の式で定義する。

$$S(\Gamma, \gamma) = (S_1(\Gamma_1, \gamma_1), \dots, S_M(\Gamma_M, \gamma_M)) \quad (3)$$

$$SI(\Gamma, \gamma) = (SI_1(\Gamma_1, \gamma_1), \dots, SI_M(\Gamma_M, \gamma_M)) \quad (4)$$

$$SO(\Gamma, \gamma) = (SO_1(\Gamma_1, \gamma_1), \dots, SO_M(\Gamma_M, \gamma_M)) \quad (5)$$

従って、(2) 式をベクトル表現にすると、次式になる。

$$S(\Gamma, \gamma) = SI(\Gamma, \gamma) + SO(\Gamma, \gamma) \quad (6)$$

又、ある網に他網からのトラヒックが存在しない場合に得られるスループットはその網自身のトラヒックによるスループットのみとなる。即ち、任意の網 i に対して、 $\gamma_i = 0$ のときに得られるスループットを $S_i(\Gamma_i, 0)$ とすると、4) の定義と式 (2) より $S_{0i}(\Gamma_i, 0) = 0$ となり、

$$S_i(\Gamma_i, 0) = S_{1i}(\Gamma_i, 0) \quad ; i=1, \dots, M \quad (7)$$

となる。従って、(7) 式をベクトル表現にすると、次式になる。

$$S(\Gamma, 0) = SII(\Gamma, 0) \quad (8)$$

但し、 $0 = (0, 0, \dots, 0)$ を零ベクトルとする。

F C P 方式では、GW への入力トラヒックを入力許可率 \mathcal{R} で制限するため、F C P 方式に基づくスループットは式 (6) で、 γ を $\mathcal{R} * \gamma$ で置換したものとなる。ここで、 $\mathcal{R} * \gamma$ を次式で定義する。

$$\mathcal{R} * \gamma = (\mathcal{r}_1 \gamma_1, \dots, \mathcal{r}_M \gamma_M) \quad (9)$$

次に、パフォーマンスの評価基準をスループットとした場合の F C P 方式を定義する。

【F C P 方式の定義】 ある網に他網からのトラヒックが混入しても、その網自身のトラヒックによるスループットが要求値以下にならないように他網からのトラヒックの進入を制限する。この要求値の基準として、他網からのトラヒックが存在しない場合に得られるスループット $S(\Gamma, 0)$ を基本とする。

F C P 方式において、網 i の要求率を d_i とするとき、網 i で保証されるスループットは $d_i S_i(\Gamma_i, 0)$ となる。ここで、 $d = (d_1, \dots, d_M)$ を要求率の M 次元ベクトルとし、 $d * S(\Gamma, 0)$ を次式で定義する。

$$d_l * S(\Gamma, 0) = (d_1 S_1(\Gamma_1, 0), \dots, d_M S_M(\Gamma_M, 0)) \quad (10)$$

以上より、sub-internetworks システムにおけるFCP方式の解析的評価問題は以下のように表現できる。

《FCP方式の解析的評価問題》

スループットの要求率 $d_l = (d_1, \dots, d_M)$ が与えられたとき、次式

$$S_{II}(\Gamma, R * \gamma) \geq d_l * S(\Gamma, 0) \quad (11)$$

を満足する $R = (r_1, \dots, r_M)$ を決定すること。

この問題は非線形の連立不等式を解く問題となり、一般解を解析的に求めることは不可能である。そのため本論文では、この問題の解を求めるアルゴリズムを第4章で示す。

3. システム・モデル及び解析

この章では、FCP方式の評価問題の具体的な解析を行うために、システムの解析モデルを定め、FCP方式に基づくスループットの評価式を与える。本論文は近似的に、sub-internetworks システムの解析モデルをGWモデルと網内のノードのモデルに分離して解析を行い、それぞれの解析結果よりスループットの評価式を与える。

ここでは、各網はGWと直結しているノードを高々一つしか持たないとする。又、トラヒックはパケットの単位で送受信されるものとする。

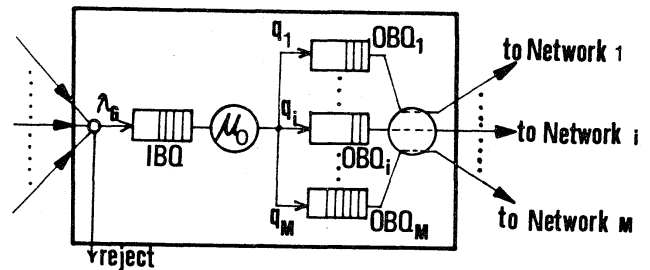


図3. 多重結合型ゲートウェイの待ち行列モデル。

3.1 ゲートウェイのモデル及び解析

図2に示した M 種類 ($M \geq 2$)の網を結合する多重結合型GWを図3のようにモデル化する。 M 個の網と結合する全二重のチャンネルを M 個の入力と M 個の出力の論理的な半二重チャンネルに分けて考える。入力チャンネル側には一つの入力バッファキュー (IBQと略称) と一つのサーバがあり、出力チャンネル側にはそれぞれの出力バッファキュー (OBQと略称) と一つの共通サーバがある。又、IBQ と M 個のOBQ がGWの総バッファを共用し、全バッファが使用された時点で到着したパケットは全て棄却される。各網からGWに到着したパケットの中から "受け入れる" とされたパケットが IBQに入り、FCFS方式に従って処理された後、それぞれの宛先網への OBQに移動される。一方、 M 個のOBQ 内のパケットが共通サーバで処理された後、宛先網への出力チャンネルに送られる。IBQ での処理はアドレスやプロトコルの変換を行うこと、OBQ での処理は出力チャンネルに転送することなどが考えられる。

ここで、 λ_G をIBQにおけるパケットの平均到着率とし、次式で定義する。

$$\lambda_G = \sum_{i=1}^M r_i \gamma_i = \sum_{i=1}^M r_i \left(\sum_{j=1}^M \gamma_{j,i} \right) \quad (12)$$

IBQ 内のパケットは平均時間 $1/\mu_0$ で処理された後、確率 q_i で OBQの i 番目へ移るとする。但し、 $1 = \sum_{i=1}^M q_i$ と正規化する。又、OBQ の i 番目内のパケットに対する平均処理時間を $1/\mu_i$ とし、GWのバッファ数を B_G とする。

出力側では、 M 個のキューを一つの共通サーバで処理するため、多重待ち行列・単一サーバのシステムとなり、各キューに対するサービス順序や規則が問題となる本論文は近似的に、 M 個のOBQ 内のパケットがprocessor sharing 方式によってサービスを受けることとして解析する。

次に、IBQ 内に存在しているパケット数を m_0 、及び各OBQ 内に存在しているパケット数をそれぞれ $m_1, \dots, m_i, \dots, m_M$ とし、GWシステムの状態ベクトルを $(m_0, m_1, \dots, m_i, \dots, m_M)$ とする。以下の解析条件を仮定する。

- ① λ_G はPoisson 分布に従って生起する。
- ② $1/\mu_0$ 及び $1/\mu_i$ は指数分布に従って生起する。
- ③ 一つのパケットに一つのバッファが割当てられる。

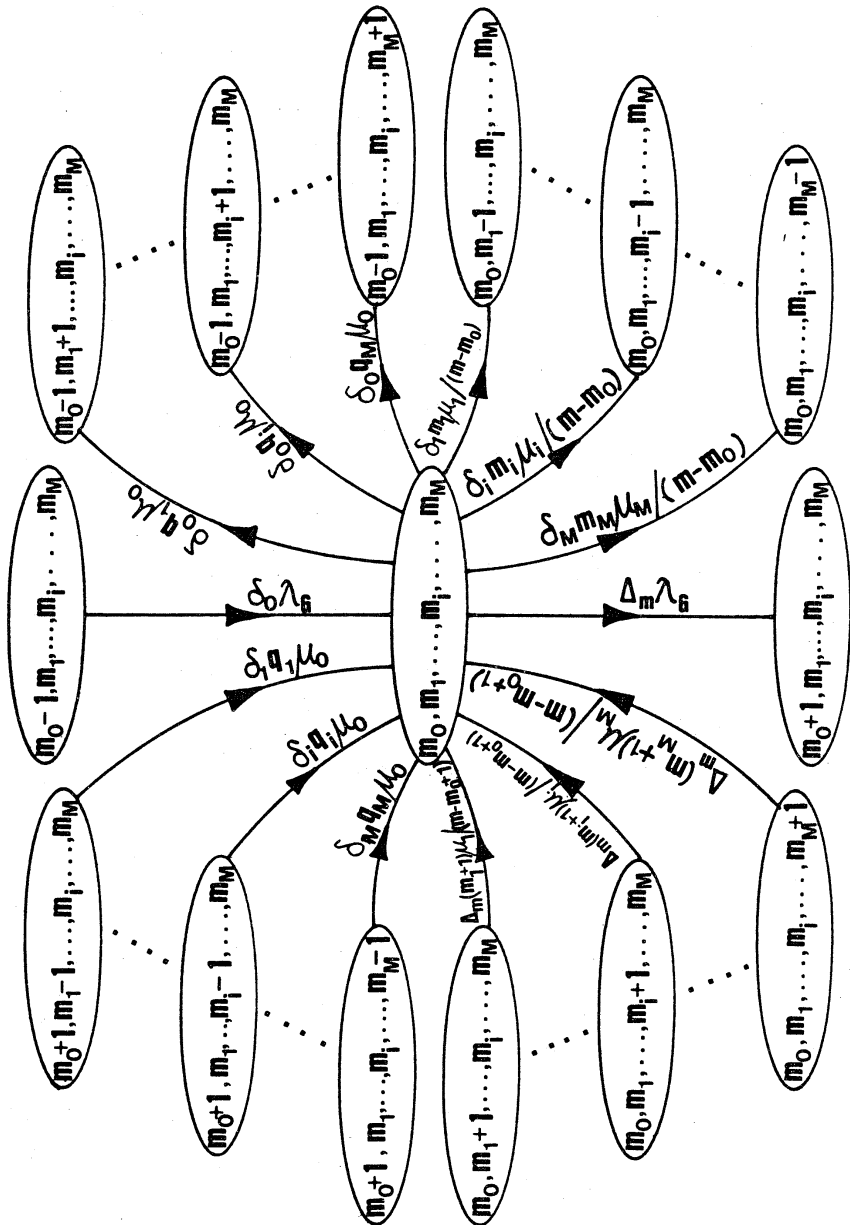


図4. ゲートウェイシステムにおける状態遷移図 ($m = \sum_{i=0}^M m_i$).

以上より、状態 $(m_0, m_1, \dots, m_i, \dots, m_M)$ に注目した状態遷移図は図4に示すようになる。但し、GW内に存在しているパケット数を m とし、 $m = \sum_{i=0}^M m_i$ とする。又、次の二つの Kronecker's delta を導入する。

$$\Delta_m = \begin{cases} 1 & \text{if } 0 \leq m < B_G \\ 0 & \text{if } m = B_G \end{cases} \quad (13)$$

$$\delta_i = \begin{cases} 1 & \text{if } 0 < m_i \leq B_G \\ 0 & \text{if } m_i = 0 \end{cases} \quad ; \text{for } i=0, 1, \dots, M \quad (14)$$

従って、GWシステムの平衡状態において、各キューのそれぞれに m_0, m_1, \dots, m_M のパケットが存在していることを示す定常確率を $P(m_0, m_1, \dots, m_i, \dots, m_M)$ とすると、システムの global な平衡方程式は次式で示される。

$$\begin{aligned} & [\Delta_m \lambda_G + \delta_0 \mu_0 + (\sum_{i=1}^M \delta_i m_i \mu_i / (m - m_0))] P(m_0, m_1, \dots, m_i, \dots, m_M) \\ &= \delta_0 \lambda_G P(m_0 - 1, m_1, \dots, m_i, \dots, m_M) + \mu_0 \sum_{i=1}^M \delta_i q_i P(m_0 + 1, m_1, \dots, m_i - 1, \dots, m_M) \\ &+ \Delta_m [\sum_{i=1}^M (m_i + 1) \mu_i P(m_0, m_1, \dots, m_i + 1, \dots, m_M)] / (m - m_0 + 1) \end{aligned} \quad (15)$$

(15)式は連立差分方程式となり、また状態数は $\sum_{m=0}^{B_G} \binom{m+M}{M}$ であり、直接解くのは困難である。本論文では、local balance equation の手法^[1]を用いて、次のようにして解を求める。初めに、(15)式を(15-a)と(15-b)式の二つの local balance equations に分ける。

$$\begin{aligned} & \Delta_m \lambda_G P(m_0, m_1, \dots, m_i, \dots, m_M) \\ &= \mu_0 \sum_{i=1}^M \delta_i q_i P(m_0 + 1, m_1, \dots, m_i - 1, \dots, m_M) \\ &+ \Delta_m [\sum_{i=1}^M (m_i + 1) \mu_i P(m_0, m_1, \dots, m_i + 1, \dots, m_M)] / (m - m_0 + 1) \end{aligned} \quad (15-a)$$

$$\begin{aligned}
& [\delta_0 \mu_0 + (\sum_{i=1}^M \delta_i m_i \mu_i / (m - m_0))] P(m_0, m_1, \dots, m_i, \dots, m_M) \\
& = \delta_0 \lambda_G P(m_0 - 1, m_1, \dots, m_i, \dots, m_M) \quad (15-b)
\end{aligned}$$

ここから帰納法を用いて、(15-a)式と(15-b)式のそれぞれの解を求め、得られた解が(15)式を満たせば、その解が(15)式の解となる。このようにして求めた解を次式で示す。

$$P(m_0, m_1, \dots, m_i, \dots, m_M) = \begin{cases} K \left\{ \frac{(\sum_{i=1}^M m_i)!}{\prod_{i=1}^M (m_i!)} \right\} (\lambda_G / \mu_0)^{m_0} \prod_{i=1}^M (q_i \lambda_G / \mu_i)^{m_i} & \text{if } 0 \leq m \leq B_G \\ 0 & \text{otherwise} \end{cases} \quad (16)$$

但し、 $K = P(0, \dots, 0)$ とする。又、GW内に m パケットが存在していることを示す定常確率を $P_G(m)$ とし、次式で定義する。

$$P_G(m) = \sum_{\substack{m_0, m_1, \dots, m_i, \dots, m_M \\ (\sum_{i=0}^M m_i) = m}} P(m_0, m_1, \dots, m_i, \dots, m_M) \quad (17)$$

ここで、(12)と(16)式を(17)式に代入すると $P_G(m)$ と入力許可率の関係式が次式のように得られる。

$$P_G(m) = \begin{cases} K \left(\sum_{i=1}^M r_i \gamma_i \right)^m \left[(1/\mu_0)^m + \sum_{t=1}^m (1/\mu_0)^{m-t} \left(\sum_{i=1}^M q_i / \mu_i \right)^t \right] & \text{if } 0 \leq m \leq B_G \\ 0 & \text{otherwise} \end{cases} \quad (18)$$

又、次の正規化条件 $1 = \sum_{m=0}^{B_G} P_G(m)$ を用いて、(18)式より K を求めると、次式のようになる。

$$K^{-1} = 1 + \sum_{m=1}^{B_G} \left(\sum_{i=1}^M r_i \gamma_i \right)^m \left[(1/\mu_0)^m + \sum_{t=1}^m (1/\mu_0)^{m-t} \left(\sum_{i=1}^M q_i / \mu_i \right)^t \right] \quad (19)$$

以上より、GWのバッファが全て使用された場合の棄却確率を PB_G とすると、それはGW内のパケット数が B_G 個になる定常確率に等しい。即ち、(18)式より、

$$PB_G = P_G(B_G)$$

よって、

$$PB_G = K \left(\sum_{i=1}^M r_i \gamma_i \right)^{B_G} \left[(1/\mu_0)^{B_G} + \sum_{t=0}^{B_G} (1/\mu_0)^{B_G-t} \left(\sum_{i=1}^M q_i / \mu_i \right)^t \right] \quad (20)$$

3. 2 各網におけるノードのモデル及び解析

解析の複雑さを少なくするため、文献[1]と同様に、全ての網を symmetrical S/F networks とする。

$i=1, \dots, M$ において、網 i 内のノード数を N_i とし、網 i の各ノードを図5のようにモデル化する。ノードには R 個の入力と R 個の出力の半二重チャンネルがある。出力チャンネルはノードの蓄積用の総バッファを共用するそれぞれの待ち行列を持つ。全バッファが使用された時点で到着したパケットは全て棄却される。伝送経路は固定経路とする。

ここで、 $i=1, \dots, M$ に対して、網 i の任意のノード k ($k \in N_i$) に関する諸記号を以下のように定義する。

- 1) B_k をノード k の総バッファ数とする。
- 2) ν_k をノード k のチャンネル当りのパケットの平均到着率 (パケット/秒) とする。

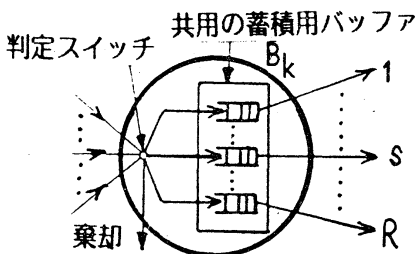


図5. S/F ノードの待ち行列モデル.

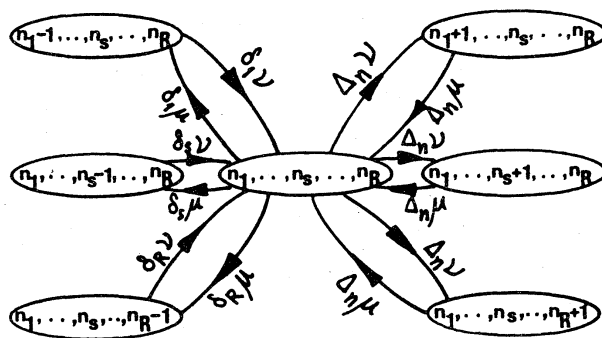


図6. ノードシステムにおける状態遷移図 ($n = \sum_{s=1}^R n_s$).

- 3) $1/\mu$ をチャンネル当りの平均処理時間とし、網内の全てのチャンネルに対して同じとする。

又、GWの場合と同様に、次の解析条件を仮定する。

- ① ν_k はPoisson 分布に従って生起する。
- ② $1/\mu$ は指数分布に従って生起する。
- ③ 一つのパケットに一つのバッファが割当てられる。

ここで、ノードの各キューに存在しているパケット数をそれぞれ n_1, \dots, n_R とし、状態ベクトルを $(n_1, \dots, n_s, \dots, n_R)$ とする。又、ノード内に存在しているパケット数を n とし、 $n = \sum_{s=1}^R n_s$ とする。次の二つのKronecker's delta を導入する。

$$\Delta_n = \begin{cases} 1 & \text{if } 0 \leq n < B_k \\ 0 & \text{if } n = B_k \end{cases} \quad (21)$$

$$\delta_s = \begin{cases} 1 & \text{if } 0 < n_s \leq B_k \\ 0 & \text{if } n_s = 0 \quad ; \text{for } s=1, \dots, R \end{cases} \quad (22)$$

以上より、定常状態において、ノード k における状態 $(n_1, \dots, n_s, \dots, n_R)$ に注目した状態遷移図は図6に示すようになる。従って、平衡状態における定常確率を $P_k(n_1, \dots, n_s, \dots, n_R)$ とすると、ノード・システムのglobalな平衡方程式は次式で示される。

$$\begin{aligned} & [\{ \sum_{s=1}^R \delta_s \mu \} + R \Delta_n \nu_k] P_k(n_1, \dots, n_s, \dots, n_R) \\ & = \nu_k [\sum_{s=1}^R \delta_s P_k(n_1, \dots, n_s - 1, \dots, n_R)] \\ & \quad + \Delta_n \mu [\sum_{s=1}^R P_k(n_1, \dots, n_s + 1, \dots, n_R)] \end{aligned} \quad (23)$$

(23)式を直接解くには困難であり、GWの場合と同様に(23)式を(23-a)と(23-b)の二つの local balance equations に分けて、解を求める(省略)。

$$\left\{ \sum_{s=1}^R \delta_s \mu \right\} P_k(n_1, \dots, n_s, \dots, n_R) = \nu_k \left[\sum_{s=1}^R \delta_s P_k(n_1, \dots, n_{s-1}, \dots, n_R) \right] \quad (23-a)$$

$$R \Delta_n \nu_k P_k(n_1, \dots, n_s, \dots, n_R) = \Delta_n \mu \left[\sum_{s=1}^R P_k(n_1, \dots, n_{s+1}, \dots, n_R) \right] \quad (23-b)$$

よって、ノード・システムの平衡状態における解が得られ、次式で示す。

$$P_k(n_1, \dots, n_s, \dots, n_R) = \begin{cases} K_k (\nu_k / \mu)^n & \text{if } 0 \leq n \leq B_k \\ 0 & \text{otherwise} \end{cases} \quad (24)$$

但し、 $k=1, \dots, N_j$ 及び $K_k = P_k(0, \dots, 0)$ とする。

次に、ノードk内にnパケットが存在していることを示す定常確率を $P_k(n)$ とし、次式で定義する。

$$P_k(n) = \sum_{\substack{(n_1, \dots, n_s, \dots, n_R) \\ \left(\sum_{s=1}^R n_s \right) = n}} P_k(n_1, \dots, n_s, \dots, n_R) \quad (25)$$

(24)式を(25)式に代入して解いた結果は次式のようなになる。

$$P_k(n) = \begin{cases} \binom{n+R-1}{R-1} K_k (\nu_k / \mu)^n & \text{if } 0 \leq n \leq B_k \\ 0 & \text{otherwise} \end{cases} \quad (26)$$

又、次の正規化条件 $1 = \sum_{n=0}^{B_k} P_k(n)$ を用いて、(26)式より K_k を求めると、次式のようになる。

$$K_k^{-1} = \sum_{n=0}^{B_k} \binom{n+R-1}{R-1} (\nu_k / \mu)^n \quad (27)$$

ここで、ノード k のバッファが全て使用された場合の棄却確率を PB_k とすると、それはノード k 内に存在しているパケット数が B_k 個になる定常確率に等しい。即ち、(26)式より、

$$PB_k = P_k(B_k)$$

よって、

$$PB_k = K_k \binom{B_k + R - 1}{R - 1} (\nu_k / \mu)^{B_k} \quad (28)$$

が得られる。尚、 $i=1, \dots, M$ において、網 i の任意のノード k ($k \in N_i$)における棄却確率 PB_k と入力許可率 r_i との関係式を求めるためには、 ν_k の評価式を与えなければならぬ。これについては3.3節で行う。

3.3 FCP方式に基づくスループットの評価式

ここで、sub-internetworks システムにおける各網のトラヒック・パターンを $i=1, \dots, M$ に対して、以下の①と②で定義する。

- ① 網 i 自身で発生した平均トラヒックを、網 i 内のend-to-endの発信・着信のノード・ペア毎に同じ割合で与える。即ち、ノード・ペア毎に $\Gamma_i / N_i(N_i - 1)$ の平均トラヒックを与え、ノード当りへのトラヒックは Γ_i / N_i とする。
- ② 他網から網 i へのトラヒックを、GWと網 i の各ノードでのペア毎に同じ割合で与える。即ち、GWとノードのペア毎に $r_j \gamma_j / N_i$ の平均網間トラヒックを与えることとする。

又、網内の伝送経路を固定経路としたので、任意の網 i のあるノード・ペア k, l ($k, l \in N_i, k \neq l$)に対して、以下の記号を定義する。

- 1) ノード l からノード k への伝送経路上のノードの集合を $R_{l,k}$ とし、その間のホップ数を $h_{l,k}$ とする。

- 2) GWからノード k への伝送経路上のノードの集合を $R_{G,k}$ とし、その間のホップ数を $h_{G,k}$ とする。

以上より、網 i のあるノードに流入するトラヒックは次の三種類がある；

- ① 自ノードで発信するトラヒック、
- ② 同じ網内にある他ノードからのトラヒック、
- ③ 他網からGWを通じて来るトラヒック。

従って、 k を網 i のノードとすると、ノード k のチャンネル当りのパケットの平均到着率 ν_k は次のように与えられる。

$$\nu_k = [1 + \sum_{\substack{l \\ (l \neq k)}} \sum_{\substack{x \in R_{l,k} \\ (x \neq k)}} \{\prod (1 - PB_x)\} \{(N_i - 1 - (h_{l,k} - 1)R) / (N_i - 1)\}] \Gamma_i / N_i R + \alpha_k \quad (29)$$

但し、

$$\alpha_k = \begin{cases} (1 - PB_G) \Gamma_i \gamma_i / R & \text{if } h_{G,k} = 1 \\ (1 - PB_G) \{ \prod_{\substack{x \in R_{G,k} \\ (x \neq k)}} (1 - PB_x) \} \{(N_i - 1 - (h_{G,k} - 2)R) / N_i R\} \Gamma_i \gamma_i & \text{if } h_{G,k} > 1 \end{cases} \quad (30)$$

次に、2.3節で定義したスループットについて考える。結局、任意の網 i に流入するトラヒックは Γ_i と $(1 - PB_G) \Gamma_i \gamma_i$ である。又、これらのトラヒックのスループットは出発ノードから目的ノードまでに到達できる確率に依存し、全てのノード・ペアを考えると、任意の網 i におけるスループットはそれぞれ(31)式と(32)式で与えられる(但し、 $i=1, \dots, M$)。

$$SI_i(\Gamma_i, \Gamma_i \gamma_i) = [\sum_{\substack{l,k \\ (l \neq k)}} \{ \prod_{x \in R_{l,k}} (1 - PB_x) \}] \Gamma_i / N_i (N_i - 1) \quad (31)$$

$$SO_i(\Gamma_i, \Gamma_i \gamma_i) = [\sum_k \{ \prod_{x \in R_{G,k}} (1 - PB_x) \}] (1 - PB_G) \Gamma_i \gamma_i / N_i \quad (32)$$

4. FCP方式に基づく入力許可率 ρ の導出アルゴリズム

ここに、次の諸量が与えられたとき、

- 1) 各網で発生したトラヒック: $\Gamma = (\Gamma_1, \dots, \Gamma_M)$.
- 2) 他網からのトラヒック: $\gamma = (\gamma_1, \dots, \gamma_M)$.
- 3) 各網のスループットの要求率: $dl = (d_1, \dots, d_M)$.

《FCP方式の解析的評価問題》の解は次のアルゴリズムによって与えられる。

《FCP方式の解析的評価》

〈 Γ の導出アルゴリズム〉

step 1. 他網からのトラヒックが存在しないときの

スループット $S(\Gamma, 0)$ の導出:

(8) 式より、 $S(\Gamma, 0) = SII(\Gamma, 0)$ であり、 $\gamma_i = 0, (i=1, \dots, M)$ を(31)式に代入して、 $SI_i(\Gamma_i, 0)$ を計算する。

ここで、注①で示すように、 $SI_i(\Gamma_i, 0)$ を求める問題は多元高次方程式を解く問題となる。具体的な近似数値計算を注①に示す。

step 2. 各網の要求するスループット:

step 1で算出した $S(\Gamma, 0)$ を用いて、 $dl * S(\Gamma, 0)$ を計算する。

step 3. GWにおける入力許可率 Γ の導出:

(31)式とstep 2で計算した $dl * S(\Gamma, 0)$ を用いて、次式から Γ を導出する。

$$SII(\Gamma, \Gamma * \gamma) \geq dl * S(\Gamma, 0) \quad (11)$$

但し、 $dl * S(\Gamma, 0)$ は定数である(step 2 で計算した)。ここでは、 $D = (D_1, \dots, D_M)$ をこの定数のベクトルとし、一時的に $dl * S(\Gamma, 0) = D$ とする。

これより、式(11)を満足する Γ の値域の算出を以下の手順によって行う。

(Step3.1) 式(11)を満足する \mathcal{R} の最大値:

\mathcal{R} の最大値は次式を満足する \mathcal{R} の値となる。

$$SII(\mathcal{L}, \mathcal{R} * \mathcal{Y}) - D = 0$$

上式の左辺を関数 $F(r_1, \dots, r_M)$ で次式のように表す。

$$F(r_1, \dots, r_M) = |SII(\mathcal{L}, \mathcal{R} * \mathcal{Y}) - D|^2$$

上式より、関数 $F(r_1, \dots, r_M)$ を \mathcal{R} による極小化を行い、関数値が最小になるときの \mathcal{R} を求める。求められた解は式(11)を満足する \mathcal{R} の最大値(近似値)となる。尚、関数の極小を求めるアルゴリズムについては、付録1に記述する。

(Step3.2) 式(11)を満足する \mathcal{R} の最小値:

FCP方式では、 $0 \leq r_i \leq 1, (i=1, \dots, M)$ とするので、式(11)を満足する \mathcal{R} の最小値は0となる。

(Step3.3) 式(11)を満足する \mathcal{R} の値域:

Step3.1 とStep3.2 より、式(11)を満足する \mathcal{R} の値域は次のように求められる。

$$0 \leq \mathcal{R} \leq \text{最大値 (Step3.1 で計算した解)}$$

以上より、注②で示すように、 \mathcal{R} を求める問題は非線形の連立不等式を解く問題となる。具体的な近似数値計算を注②に示す

〈アルゴリズム終了〉

『注①』

式(31)の PB_x を算出するとき、(28)式を用いて計算するが、式(28)の ν_x を求めるのに(29)式を用いる。しかし、 ν_x は PB_x の関数であり、また PB_x は ν_x の関数であるため、以下のように $x=1, \dots, N_i$ において、 $SI_i(\Gamma_i, 0)$ を求める問題は N_i (網 i のノード数)元 B_x (ノードのバッファサイズ)次方程式を解く問題となる。

$$PB_x = K_x \binom{B_x+R-1}{R-1} (\nu_x/\mu)^{B_x} \quad (33)$$

$$\nu_x = [1 + \sum_{\substack{\ell \\ (\ell+x)}} \{ \prod_{\substack{y \in R_{\ell,x} \\ (y \neq x)}} (1 - PB_y) \} \{ (N_i - 1 - (h_{\ell,x} - 1)R) / (N_i - 1) \}] \Gamma_i / N_i R \quad (34)$$

本論文では、関数の極小を求める近似数値計算法を用い、以下のように PB_x と ν_x を計算した。

(i) 式(34)より、 $x=1, \dots, N_i$ に対して次の関数を形成する。

$$f(\nu_1, \dots, \nu_{N_i}) = \left| \nu_1 - f_1(PB_1, \dots, PB_{N_i}) \right| + \dots + \left| \nu_{N_i} - f_{N_i}(PB_1, \dots, PB_{N_i}) \right| \quad (35)$$

(ii) 明らかに、 $f(\nu_1, \dots, \nu_{N_i})=0$ でなければならない。従って、

$f(\nu_1, \dots, \nu_{N_i})$ が最小になるときの ν_1, \dots, ν_{N_i} を求めればよい。

本論文では、付録1のアルゴリズムを用いて、関数 $f(\nu_1, \dots, \nu_{N_i})$ の極小化を行い、関数値が最小になるときの ν_1, \dots, ν_{N_i} を求める。但し、

N_i を n 、 ν_m を X_m で置換し、 ν_1, \dots, ν_{N_i} の初期値をそれぞれ X_{10}, \dots, X_{n0} とする。

(iii) (ii)より、式(31)を用いて、 $SI_i(\Gamma_i, 0)$; ($i=1, \dots, M$)が求められる。

『注① 終り』

『注②』

式(31)より $SI_i(\Gamma_i, r_i, \tau_i) \geq$ 定数を満足する r_i を導出するには、以下の式が用いられる((28), (29), (20)式)。

$$PB_x = K_x \binom{B_x+R-1}{R-1} (\nu_x / \mu)^{B_x}$$

$$\nu_x = \begin{cases} [1 + \sum_{\substack{l \\ (l \neq x)}} \{ \prod_{\substack{y \in R_{l,x} \\ (y \neq x)}} (1 - PB_y) \} \{ (N_i - 1 - (h_{l,x} - 1)R) / (N_i - 1) \}] \Gamma_i / (N_i R) \\ \quad + (1 - PB_G) r_i \gamma_i / R & \text{if } h_{G,x} = 1 \\ [1 + \sum_{\substack{l \\ (l \neq x)}} \{ \prod_{\substack{y \in R_{l,x} \\ (y \neq x)}} (1 - PB_y) \} \{ (N_i - 1 - (h_{l,x} - 1)R) / (N_i - 1) \}] \Gamma_i / (N_i R) \\ \quad + (1 - PB_G) \{ \prod_{\substack{y \in R_{G,x} \\ (y \neq x)}} (1 - PB_y) \} \{ N_i - 1 - (h_{G,x} - 2)R \} r_i \gamma_i / N_i R & \text{if } h_{G,x} > 1 \end{cases}$$

$$PB_G = K \left\{ \sum_{i=1}^M r_i \gamma_i \right\}^{B_G} [(1/\mu_0)^{B_G} + \sum_{t=1}^{B_G} (1/\mu_0)^{B_G-t} \left\{ \sum_{i=1}^M a_i / \mu_i \right\}^t]$$

以上より、 $\mathcal{R} = (r_1, \dots, r_M)$ を求めるのは、非線形の連立不等式を解く問題となり、 \mathcal{R} の一般解を得るのは不可能である。本論文では、注①と同様に、関数の極小を求める近似数値計算法を用い、 \mathcal{R} の最大値を以下に示すように求める。

- (i) 式(31)と式(28)及びアルゴリズムのStep3.1より、関数値 S_i , $(i=1, \dots, M)$ を次のように定義する。

$$\begin{aligned} S_i &= \{ S I_i(\Gamma_i, r_i \gamma_i) - D_i \}^2 \\ &= [\{ \sum_{\substack{l,k \\ (l \neq k)}} \{ \prod_{x \in R_{l,k}} (1 - K_x \binom{B_x+R-1}{R-1} (\nu_x / \mu)^{B_x} \} \} \Gamma_i / N_i (N_i - 1) \} - D_i]^2 \end{aligned} \quad (36)$$

- (ii) これより、 ν_1, \dots, ν_{N_i} , $(i=1, \dots, M)$ の初期値を適当に与え、(36)式の関数の極小化を行い、関数値 S_i が最小になるときの ν_1, \dots, ν_{N_i} を求める。

- (iii) 式(29)より関数 $F(r_1, \dots, r_M)$ を次のように形成する。

$$F(r_1, \dots, r_M) = |r_1 - F_1(PB_G)| + \dots + |r_M - F_M(PB_G)| \quad (37)$$

但し、 $i=1, \dots, M$ において、

$$F_i(PB_G) = \begin{cases} \frac{\nu_x - [1 + \sum_{\substack{\ell \\ (\ell \neq x)}} \{ \prod_{\substack{y \in R_{\ell, x} \\ (y \neq x)}} (1 - PB_y) \} \{ (N_i - 1 - (h_{\ell, x} - 1)R) / (N_i - 1) \}] \Gamma_i}{(N_i R)} \\ (1 - PB_G) \delta_i / R & \text{if } h_{G, x} = 1 \\ \\ \frac{\nu_x - [1 + \sum_{\substack{\ell \\ (\ell \neq x)}} \{ \prod_{\substack{y \in R_{\ell, x} \\ (y \neq x)}} (1 - PB_y) \} \{ (N_i - 1 - (h_{\ell, x} - 1)R) / (N_i - 1) \}] \Gamma_i}{(N_i R)} \\ (1 - PB_G) \{ \prod_{\substack{y \in R_{G, x} \\ (y \neq x)}} (1 - PB_y) \} \{ (N_i - 1 - (h_{G, x} - 2)R) \} \delta_i / N_i R & \text{if } h_{G, x} > 1 \end{cases}$$

(iv) 関数値 S_i が最小になるときの r_i を求めるには、(ii)で求められた ν_x の解を(37)式に代入して計算すればよい。これは、 \mathcal{P} の初期値を適当に与え、付録1のアルゴリズムを用いて、関数 $F(r_1, \dots, r_M)$ の極小化を行い、関数値が最小になるときの \mathcal{P} を求める。ここで求められた解はFCP方式に基く入力許可率 \mathcal{P} の最大値(近似値)となる。

〈注②終り〉』

5. FCP方式の特性評価

本章では、FCP方式の応用例を与え、数値例によってFCP方式を定量的に評価する。簡単のため、図7に示す $M=2$ のsub-internetworksシステムをFCP方式の応用の一例とする。同図のシステムにおける網間トラヒックにおいては、網1が網2へトラヒックを送信するが、網2は網1へトラヒックを送信しないとする。このとき、網1からのトラヒックの変動による網2に及ぼす影響を以下の①と②について調べる。

- ① FCP方式を適用しない(つまり、網2に対する入力許可率 $r_2 = 1$ とする)ときのスループットの特性を求める。

- ② FCP方式を適用したときのスループットの特性及びそのときの入力許可率 r_2 の特性を求める。

このため、本論文では、図7の網2を図8に示すように、ノード数 $N_2 = 5$ 及び伝送経路が一方方向の loop network とする。以下の諸パラメータを用いて、〈 Γ の導出アルゴリズム〉による数値計算を行う。

(i) GWにおけるパラメータ

- GWのバッファサイズ $B_G = 50$ (パケット)
- GWの処理率 $\mu_0 = \mu_1 = 50$ (パケット/秒)

(ii) 網2におけるパラメータ

- 平均トラヒック $\Gamma_2 = 0.8$ (正規化した値)
- 各ノードのバッファサイズ = 6 (パケット)
- チャンネルの容量 $\mu = 10$ (パケット/秒)
- スループットの要求率 $d_2 = 0.8$

以上より、計算結果を図9に示す。図9は、網1から網2への平均トラヒック $\gamma_{1,2}$ の変動による網2の諸特性を表わしている。この数値例では、式(12)より、 $\lambda_G = r_2 \gamma_2 = r_2 \gamma_{1,2}$ となる。

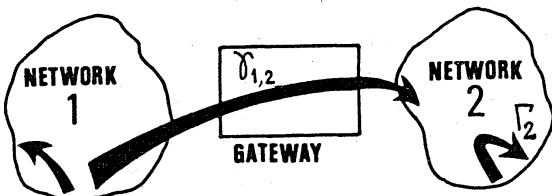


図7. FCP方式の特性評価モデル.

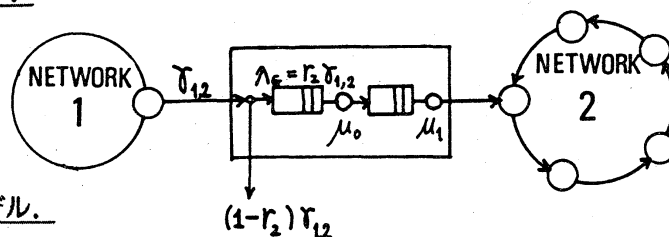


図8. 数値計算モデル.

《数値例》

$B_G = 50$

$\mu_0 = \mu_1 = 50 \text{ (p/s)}$

$\Gamma_2 = 0.8$

$B_x = 6 ; x=1, \dots, 5$

$\mu = 10 \text{ (p/s)}$

$d_2 = 0.8$

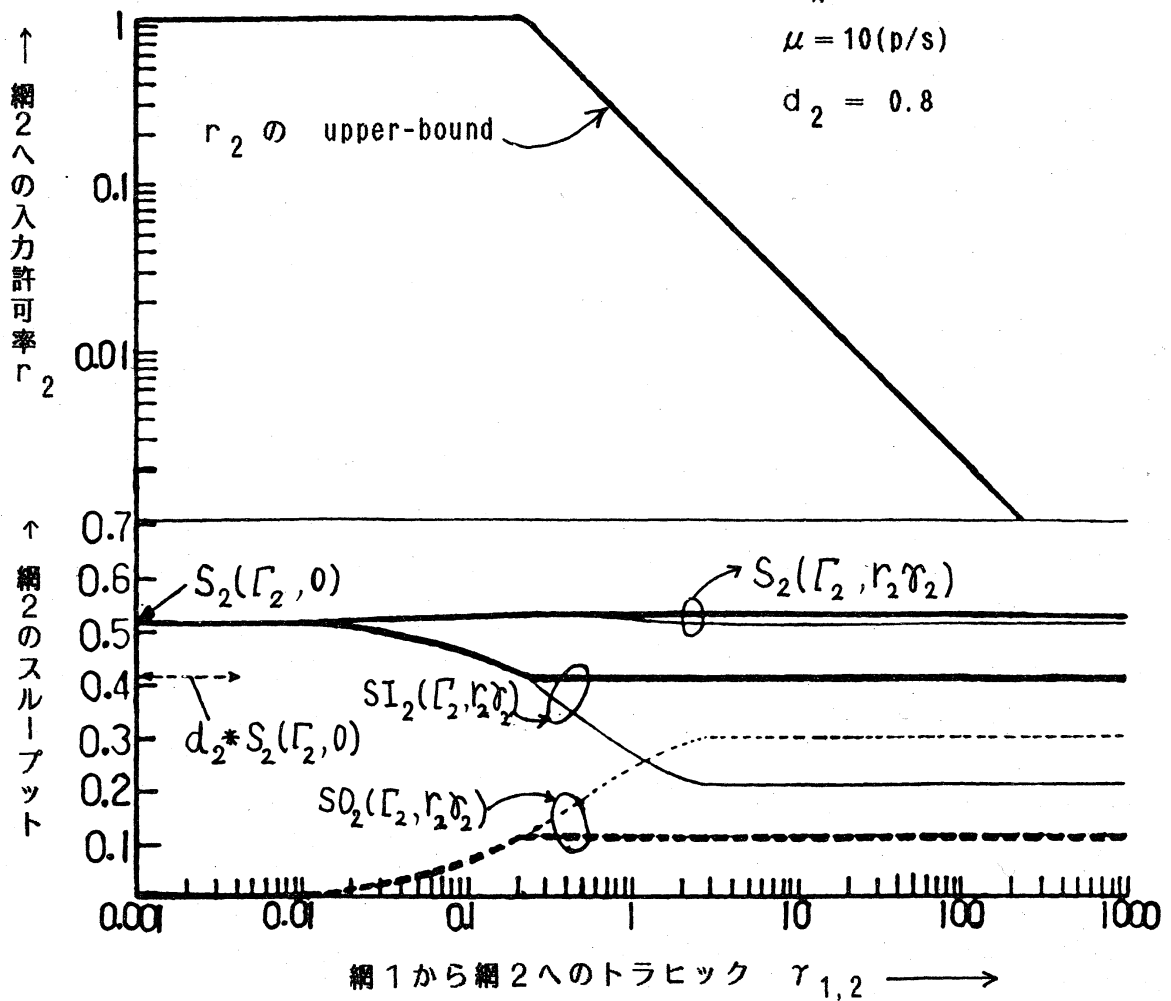


図9. 計算結果：太い（点）線はFCP方式を適用した場合、
 細い（点）線は制御しない場合。

6. むすび

本論文では、相互接続された網における輻輳制御方式—FCP方式—を提案し、その定量的評価について考察した。待ち行列モデルで解析した結果、FCP方式の解析的評価問題は、

- ① N (網内のノード数) 元 B (ノードのバッファサイズ) 次方程式を解く問題、
- ② 非線形の連立不等式を解く問題、

に帰着した。そのため、本論文では、簡単のためスループットを評価基準とし、FCP方式を定量的に評価するためのアルゴリズムを与えた。又、FCP方式の具体的な応用での数値例を示した。実際に、FCP方式を応用する際、GWは次の①と②の情報を知る必要がある。

- ① 網 i から網 j へのトラヒック ($i \neq j ; i, j=1, \dots, M$)
- ② 網 i のトラヒック Γ_i 及び要求率 d_i ($i=1, \dots, M$)

①については、GWが直接観測し、統計的に推測できる。

②については、各網が定期的にGWに知らせる。

【参考文献】

- [1] R. Varakulsiripunth, N. Shiratori, S. Noguchi: "Congestion Control Scheme Based on Traffic Priority in Computer Networks with Finite Nodal Buffer", Trans. IECE Japan, E67, No. 5, pp. 279-286 (May 1984).
- [2] W. Bux, et al.: "Bridges for Interconnection of Ring Networks: A Simulation Study", Prof. of IFIP, pp. 181-185 (1983).
- [3] 村田, 他: "相互接続されたLANにおける動的輻輳制御方式", 情報処理学会, LAN-シンポジウム, (昭和59年10月).
- [4] R. Varakulsiripunth, 白鳥, 野口: "相互接続された網における輻輳制御方式: FCPの解析的評価", 電子通信学会, 交換研究会, SE84-147, pp. 13-18, (1985年3月15日).
- [5] M. J. D. Powell: "An efficient method for finding the minimum of a function of several variables without calculating derivatives", The Computer Journal, Vol. 7, pp. 155-162 (1964).

付録1 関数の極小を求めるアルゴリズム

$X=(X_1, \dots, X_n)$ の関数 $f(X)$ の極小を求めるアルゴリズムを図10に示す。このアルゴリズムは n 次元空間の点 $X=(X_1, \dots, X_n)$ の適当な値から出発し探索を行い、より小さい関数値を見出して戻る。これを繰返すことによって極小値を探索することができる。本論文では、Powell^[5] の微係数を使用しない数値計算方法を用い、関数の極小を求める。

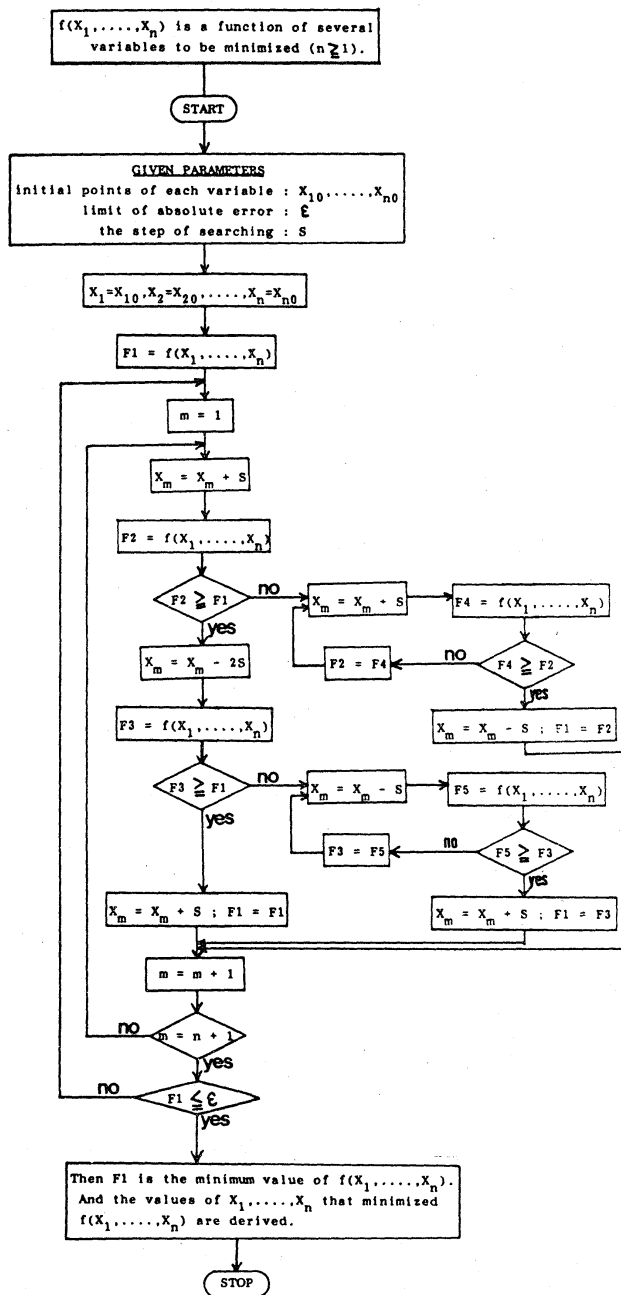


図10. 関数の極小を求めるアルゴリズム.