

ダイナミックルーティングのモデル化手法

間瀬 憲一

1. まえがき

電話加入数は約5000万に達した。フリーダイヤル、伝言ダイヤル、自動車電話、ファクシミリ通信、ISDN等の新サービスが続々と導入されている。電話をはじめとする電気通信サービスは、社会生活において欠くことのできない道具となっている。

本文では、電話網の経済化と信頼性向上につながる重要な技術であるダイナミックルーティングの考え方について述べ、ダイナミックルーティングにおいて必要なフロー割当ての最適化に関する一考察を示す[1]。

2. ルーティング方式の発展

2.1 従来のルーティング方式

電話網は、複数の交換ノードをスター状に結び、それを階層的に重ねた構成をとっている(図1)。交換ノード間の接続路はリンクと呼ばれる。リンクは、基本的には、上位交換ノードとそこに帰属する下位交換ノード間および、最上位の交換ノード相互間に設定されるが、任意の交換ノード間にも、それにより経済化が可能であれば設定される。前者は基幹回線、後者は斜回線と呼ばれる。

斜回線により網の経済化が可能となる原理を以下に説明する。簡単のため、図2(a)に示すような上位交換ノード1個、下位交換ノード2個からなるモデルを考える。この図の中で、発着交換ノード間には、直通ルートと迂回ルートの2つがある。一般に直通ルートと迂回ルートの回線当りコストを比べると、直通ルートの方が安い。そこで、発側の交換機では、呼が生ずると、最初に直通ルートを見にいき、そこに空き回線があれば、直通ルートにより呼を接続する。もし、直通ルートに空き回線が

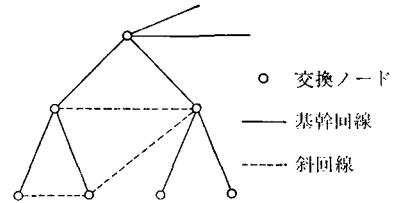
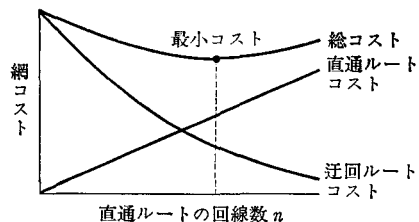
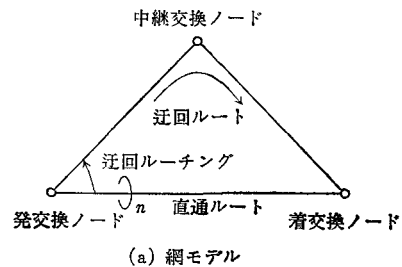


図1 電話網の構成

なかった場合には、迂回ルートを選択するものとする。迂回ルートに空き回線がない場合には、この呼の接続は失敗となる(呼損と呼ばれる)。これが、迂回ルーティングの基本である。

このようなルーティングの考え方は、一般の電話網でも同じであり、各階層において、発側交換ノードから着側交換ノードへ向けて、よりコストの安い迂回ルートの選択が行なわれる(図3)。このような迂回ルーティングの方法は、遠近回転ルーティング、またはより一般的に固定迂



(b) 直通ルート回線数と網コストの関係

図2 迂回ルーティングの原理

ませ けんいち NTT電話事業サポート本部 オペレーションシステム開発センター

〒180 武蔵野市中町1-19-28

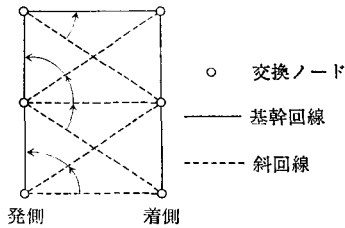
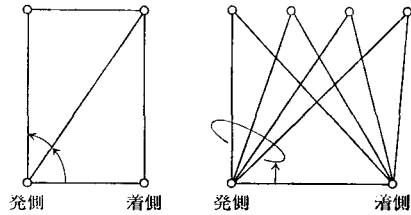


図 3 遠近回転ルーチング



(a) 固定迂回ルーチング (b) ダイナミックルーチング

図 4 ダイナミックルーチングのねらい

回ルーチングと呼ばれている。

さて、図 2(a)の基本モデルに戻り、この網の直通ルートの回線数と網コストとの関係は、図 2(b)のように表わされる。この図で迂回ルートのコストは、直通ルートからの溢れトラヒックのみでなく、図には書かれていない他の直通ルートからの溢れトラヒックや、迂回ルートを第 1 選択とするトラヒックも考慮して算出される。図 2(b)において、網コストが最小となるように直通ルートの回線数を選ぶことにより、経済的な網を構築できる。

以上述べたように、電話網では網の経済化の観点から遠近回転法と呼ばれる固定迂回ルーチング方式が採用されているが、図 3 に示されているように、ルートの選択範囲は、網の階層構造によって制約されている。また、各交換ノードにおけるルートの選択順序も固定的である。

2.2 ダイナミックルーチング方式の必要性

電話網は巨大なシステムであり、その経済化は重要である。電話網のトラヒックは、時間、曜日、季節等により大きく変動する性質をもち、地域によってその特性も異なる。電話の使い方は多様化しており、トラヒック特性自体が変化しつつある。また、デジタル網の構築、各種新サービスの導入、新たな電気通信事業者(NCC)の参入等により、トラヒックの需要予測はきわめて困難なものとなっている。このような状況の中で、電話網の効率的な設備作りと、その設備の適切な維持管理、円滑なサービス提供が望まれている。

具体的には、一定のトラヒック需要にもとづいて網を設計、構築しても、トラヒックの予測誤差、空間的・時間的変動等により、網内の設備の使用状況には差が出てくるので、呼を発側の交換機から着側の交換機へ接続するに当って、中継交換機を選択(経路選択またはルーチングと呼ばれる)に自由度を持たせ、網内で過負荷となっている部分のトラヒックを軽負荷の部分へ誘導できるような仕組みが望まれている。これがダイナミックルー

チングと呼ばれる技術である(図 4)。

ダイナミックルーチングは伝送路、交換機等の故障発生時には、正常な設備を有効利用して最大限のトラヒックを運ぶための手段としても威力を発揮すると考えられ、網の経済化だけでなく信頼度向上からも重要な技術である。

一方、技術的にも、網のデジタル化の進展、電子交換機、共通線信号方式、トラヒック測定・管理システムの導入等により、ダイナミックルーチングを実現する基盤が整ってきた。

2.3 ダイナミックルーチング方式の分類

ダイナミックルーチング方式は時刻依存と状態依存の 2 方式に大別される。時刻依存方式は時刻毎のトラヒック変動を予測して、発着交換ノード間のルートの選択範囲・順序(ルーチングテーブル)をあらかじめ計算しておき、時刻によってルーチングパターンを切り替えるものである。

状態依存方式は時々刻々の網の状態を反映させてルーチングテーブルを切り替えるものである。北米のように、時差がある国々では時刻依存方式は効果的であるが、予測困難なトラヒックの短時間変動や、網設備の故障への適応性には限界がある。

わが国の電話網の条件を考慮すると、状態依存方式が有望と考えられる。状態依存方式を実現する技術としては、以下に示す各種の方式が提案されている。

①網内各リンクの空き回線数を周期的(たとえば 10 秒)に網制御センタへ送り、センタで各発着交換ノード毎のルーチングテーブルを作成し、各発側交換ノードへダウンロードする方式 [2], [3]。

②各発側交換ノードは、迂回ルートを用いて呼を接続するさい、その呼が迂回ルートで不完了の場合に、迂回ルートを自律的に変更する方式 [4]~[7]。

③発着交換ノード間の交流トラヒック(呼量)の測定値を網制御センタへ送り、センタで交流トラヒックと網の

容量(各リンクの回線数)から、トラヒックの流し方(フロー割当)を決定し、それにもとづいて、ルーティングテーブルを作成して、各交換ノードへダウンロードする方式[1], [3].

各方式にはそれぞれの特徴があり、一概にどの方式が優れているとはいえない。それぞれの方式に各種のバリエーションがあり、また、各方式の特徴を組み合わせた方式も考えられる。以下では③の方式に着目し、フロー割当ての最適化の問題について考察する。

3. ダイナミックルーティング方式のフロー割当

3.1 前提条件

簡単のため、すべての発着交換ノード間に直通ルート(リンク)が存在する完全メッシュ網を対象とする。発側交換ノードでは、呼が発生すると最初に直通ルートを選択する。もし、直通ルートに空き回線がなければ、次に発着交換機間の2リンクからなる迂回ルートのひとつを選択する。この迂回ルートに空き回線がなければ、呼損とする。

発着交換ノード間のエンド-エンド呼損率基準値を B^* で表わす。フロー割当の原則は、直通ルートのみでは B^* が満たされない発着交換ノード間のトラヒックを空き容量のある迂回ルートへ回すことである。以下の仮定を設ける。

- ①各リンクに加わる呼についてはポアソン生起。
- ②呼の保留時間は指数分布。
- ③各リンクでの呼損は独立。

3.2 定式化

発側交換ノードを i 、着側交換ノードを j とするとき、発着交換ノードの対を (i, j) で表わす。ある時点で、 (i, j) 間に加わる呼量を A_{ij} erl、 (i, j) 間のリンク l_{ij} の回線数を N_{ij} で表わす。回線数が N 本のリンクに呼量 x erl が加わった場合の呼損率を $E(x, N)$ で表わす。 $E(x, N)$ は、アーラン B 式と呼ばれている。リンク l_{ij} に l_{ij} を直通ルートとするトラヒック、すなわち (i, j) 間のトラヒックのみが加わった場合の呼損率を B_{ij} とするとき、 $B_{ij} < B^*$ なる (i, j) の集合を S_1 、 $B_{ij} \geq B^*$ なる (i, j) の集合を S_2 で表わす。

次式の C_{ij} をリンク l_{ij} の容量と呼ぶ。

$$\begin{aligned} C_{ij} &= \phi_{ij}(1-B^*) & (i, j) \in S_1 \\ &= 0 & (i, j) \in S_2 \end{aligned} \quad (1)$$

$$\text{ただし、} E(A_{ij} + \phi_{ij}, N_{ij}) = B^* \quad (2)$$

C_{ij} は、各リンクの呼損率が B^* 如何を維持する条件のもとで、他ルートから受け入れ可能なフロー(運ばれるトラヒック)の上限である。

次に、 (i, j) 間の需要フロー D_{ij} を次式で定義する。

$$\begin{aligned} D_{ij} &= A_{ij}(B_{ij} - B^*) & (i, j) \in S_2 \\ &= 0 & (i, j) \in S_1 \end{aligned} \quad (3)$$

ここで、需要フローとは、発着交換ノード間のエンド-エンド呼損率を B^* 以上にさせないために迂回ルートに割当てる必要のあるフローである。

各 (i, j) 間の需要フローをリンク容量の制約の下で、2リンク迂回ルートに割当てる問題を考える。 (i, j) 間の需要フローについて、ノード k を経由する迂回ルートに割当られる分の比率(フロー比率)を x_{ij}^k とすれば次式が成立する。

$$\begin{aligned} \sum_{k \in T_{ij}} x_{ij}^k &\leq 1 & (i, j) \in S_2 & (4) \\ \sum_{(k, j) \in S_2} x_{kj}^i D_{kj} + \sum_{(i, r) \in S_2} x_{ir}^j D_{ir} &\leq C_{ij} & (i, j) \in S_1 & (5) \end{aligned}$$

ただし、 (i, j) の2リンク迂回ルートが経由する中継ノードの集合を T_{ij} で表わしている。

さて、需要フローの迂回ルートへの割当に当って、各 (i, j) 間のエンド-エンド呼損率が B^* を越える分をできるだけ小さくすることが必要である。この観点から、次式で表わされる評価関数 J (付録1)を(4), (5)の条件のもとで最小化する x_{ij}^k を求めることが問題となる。

$$J = \sum_{(i, j) \in S_2} (B_{ij} - B^*) (1 - \sum_{k \in T_{ij}} x_{ij}^k) \quad (6)$$

3.3 トラヒック割当の反復算法

上記の問題は LP で解けるが、網内のノードの数を n とすると変数の数は n^3 のオーダーであり、 n の値が大きくなると求解が困難となる。

そこで、トラヒック割当を反復的に行なうヒューリスティックな手法(反復法と呼ぶ)を考える。以下では、 n 回目のフロー割当における需要フロー、リンク容量をそれぞれ $D_{ij}(n)$ 、 $C_{ij}(n)$ で表わす。また、 (i, j) 間のノード k を経由するルートを (i, j, k) で表わし、ルート容量 $C_{ij}^k(n)$ を次式で定義する。

$$C_{ij}^k(n) = \text{Min} [C_{ik}(n), C_{kj}(n)] \quad (7)$$

このとき n 回目のフロー割当は次のように行なわれる。需要フローが最大の発着交換ノード対を (u, v) 、 (u, v) 間のルート容量が最大の2リンク迂回ルートを (u, v, w) とするとき、そこに、次のフロー δ を割り当てる。

$$\delta = \text{Min} [D_{uv}(n), C_{uvw}(n), \delta_0] \quad (8)$$

ただし、 δ_0 は1回のフロー割当の上限を定めるパラメータであり、フロー割当単位と呼ぶ。

表 1 L P法と反復法の比較

局 数		10	11	12	13	14	15	
エンド-エンド呼損率改善度 (%)	集計値の改善	L P法	4.2	4.4	4.8	4.9	4.5	5.5
	反復法	4.0	4.1	4.5	4.5	4.2	5.2	
	最大値の改善	L P法	0.0	0.0	0.5	0.5	0.5	5.3
	反復法	0.0	5.5	9.5	7.9	0.5	21.3	
計算時間 (秒)	L P法	80	165	310	732	952	3978	
	反復法	10	11	13	15	17	22	
所要メモリ量 (kW)	L P法	227	348	515	739	1033	1413	
	反復法	4	5	6	8	9	11	

n 回目のフロー割当てを終了すると、需要フロー、リンク容量を更新し、 $n+1$ 回目へ進む。選ばれた (u, v) に対し、 $\delta=0$ の場合は $n+1$ 回目以降 (u, v) を除いて、フロー割当てを進める。新たなフロー割当てが不可能となったら終了する。この結果、フロー比率 x_{ij}^k が定まる。

3.4 フロー割当てとルーチング制御

ルーチング制御は、次の原則で行なうものとする。

(1) 需要フロー 0 の発着交換ノード間に生じた呼の場合、直通ルートを選択し、空き回線がなければ、呼損とする。

(2) 需要フローをもつ発着交換ノード (i, j) 間に生じた呼の場合、直通ルートを選択し、空き回線がなければ選択確率 $S_{ij}^k (k \in T_{ij})$ にしたがって、発着交換ノード間の 2 リンク迂回ルートのひとつを選択する。この迂回ルートに空き回線がなければ呼損とする。

このようなルーチング方式を仮定したとき、結果として 3.3 で求められたフロー割当てが実現されるような選択確率 S_{ij}^k を求めることが問題となる。これは、運ばれる呼量 (フロー) とそれを実現する加わる呼量の関係を考慮して、次式で与えられる (付録 2)。

$$S_{ij}^k = \frac{x_{ij}^k (B_{ij} - B^*)}{(1 - P_{ik})(1 - P_{kj})B_{ij}} \quad (i, j) \in S_2, k \in T_{ij} \quad (9)$$

ここで、 P_{ij} は (i, j) 間のリンクの呼損率であり、 B_{ij} を未知数とする連立方程式の解として与えられる (付録 3)。

3.5 数値例

すべてのリンクの回線数が 30、各発着交換ノード間に加わる呼量はそれぞれ 0~40erl 間からランダム選択された値、エンド-エンド呼損率基準値 B^* を 1% とした

表 2 反復法の特徴

局 数		10	20	30	40	50	
達成度* (%)	フロー割当単位 (erl)	1	95	95	95	98	99
		2	92	95	95	97	98
		4	91	92	93	96	97
		8	92	92	92	94	96
計算時間 (秒)	フロー割当単位 (erl)	1	10	58	298	1020	2702
		2	9	38	179	603	1600
		4	8	29	122	391	1039
		8	8	25	99	312	813
所要メモリ (kW)		4	24	71	158	298	

* 局数 20~50 については下限値

場合の数値例を表 1, 2 に示す。

表 1 は交換ノード数をパラメータにとり、ダイナミックルーチングの効果について L P 法と反復法を比較したものである。反復法では、フロー割当て単位 $\delta_0=1$ erl としている。ここでエンド-エンド呼損率改善度とは、直通ルートのみを用いる場合に比べて、フロー割当てにもとづく迂回ルーチングにより、エンド-エンド呼損率 (B^* を越える分) の集計値または最大値が小さくなる程度を表わす。表 1 より、エンド-エンド呼損率の集計値については、反復法は L P 法に近い改善度をもたらす。さらに、エンド-エンド呼損率の最大値についてみると、反復法は L P 法より良い結果を与えることがわかる。また、L P 法では計算時間 (VAX11/780 を使用)、所要メモリ量 (データ部分のみ) が交換ノード数が増えると急激に増加するが、反復法では、増加率がかなり小さいことわかる。

表 2 は、交換ノード数がさらに大きい場合の反復法に関する数値例である。ここで、エンド-エンド呼損率の平均値に着目した改善度を反復法と L P 法のそれぞれについて求め、前者の後者に対する比を達成度と呼ぶ。達成度は反復法により得られる近似解の品質を表わしている。反復法により、交換ノード数にかかわらず高い達成度を実現できることがわかる。ルーチング制御に要求される実時間性を考慮すると、交換ノード数が多い場合にも計算時間は小さいことが望まれる。表 2 に示したように、反復法ではフロー割当単位を大きくすることによって、計算時間の短縮が可能である。また、ここでは完全メッシュ網を例としたが、現実の電話網の接続はより疎

であること、より高速の計算機を用いることも可能であること等を考慮すると、反復法が十分な実用性をもつことが期待される。

4. むすび

電話網における迂回ルーティングの原理、ダイナミックルーティング方式の概念等について述べた。ダイナミックルーティングの一方式を取り上げ、迂回ルートへ割当てるフローを計算する手法とルーティング制御の考え方について述べた。フロー割当についてはLPとしてモデル化し、大規模網への適用を考慮して、ヒューリスティック手法が効果的であることを示した。

本文では、現実の網の条件をシンプル化し、基本的な考え方のみを紹介したが、このようなアプローチは、現実網でも有効なものであり、今後具体的な適用が期待される。

文 献

- [1] K. Mase and H. Uose, "Consideration on advanced routing schemes for telecommunications networks", ITC12, 3.1 A.2, Torino, 1988.
- [2] W. R. Cameron, J. Regnier, P. Galloy and A. M. Savoie, "Dynamic routing for intercity telephone networks", ITC10, session 3.2, paper 3, Montreal, 1983.
- [3] G. R. Ash, "Use of trunk status map for real-time DNHR", ITC 11, session 4.4 A, paper 4, Kyoto, 1985.
- [4] K. S. Narendra, E. A. Wright and L. G. Mason, "Application of learning automata to telephone traffic routing and control", IEEE Trans. SMC, Vol. 7, pp. 785-792, 1977.
- [5] B. Hennion, "Feedback methods for calls allocation on the crossed traffic routing", ITC9, 1979.
- [6] A. Inoue, K. Mase and M. Kajiwara, "Routing strategies using network informa-

tion for telephone networks", Trans. IECEJ, vol. J68-B, No. 2, pp. 175-182, 1985 (in Japanese).

- [7] R. R. Stacey and D. J. Songhurst, "Dynamic alternative routing in the British Telecom trunk networks", ISS'87, B12. 4. 1-B12. 4.5, 1987.

[付録1] 式(6)の導出

(i, j) に加わる呼量のうち、直通ルートおよび迂回ルートによって運ばれる呼量 Ψ_{ij} は、

$$\Psi_{ij} = A_{ij}(1 - B_{ij}) + \sum_{k \in T_{ij}} x_{ij}^k D_{ij}$$

ここで、2リンク迂回ルート中継呼については他リンクでの呼損を無視している。

(i, j) 間のエンド-エンド呼損率を ζ_{ij} とすると、

$$\zeta_{ij} - B^* = \frac{A_{ij} - \Psi_{ij}}{A_{ij}} = (B_{ij} - B^*) \left(1 - \sum_{k \in T_{ij}} x_{ij}^k\right)$$

よって、

$$J = \sum_{(i,j) \in S_2} (\zeta - B^*)$$

より、式(6)が得られる。

[付録2] 式(9)の導出

(i, j) 間の交換ノード k を経由する迂回ルートで $x_{ij}^k D_{ij}$ なるフローを運ぶためには、このルートに

$$\frac{x_{ij}^k D_{ij}}{(1 - P_{ik})(1 - P_{kj})} \quad (i, j) \in S_2, k \in T_{ij}$$

なるトラヒックを加える必要がある。また、 (i, j) 区間からの溢れ呼量は $A_{ij} B_{ij}$ で表わされる。よって、

$$S_{ij}^k = \frac{x_{ij}^k D_{ij}}{(1 - P_{ik})(1 - P_{kj})} \cdot \frac{1}{A_{ij} B_{ij}}$$

上式と式(3)より、式(9)を得る。

[付録3] リンク呼損率 P_{ij} の算出

$(i, j) \in S_1$ に加わる呼量 F_{ij} は、次式で与えられる。

$$F_{ij} = A_{ij} + \sum_{(r,j) \in S_2} A_{rj} B_{rj} (1 - P_{rj}) S_{rj}^i + \sum_{(i,s) \in S_2} A_{is} B_{is} (1 - P_{js}) S_{is}^j \quad (i, j) \in S_1$$

このとき、リンク呼損率は次式で表わされる。

$$P_{ij} = E(F_{ij}, N_{ij})$$

上式は、 P_{ij} を未知数とする連立方程式になっており逐次計算により、解を得ることができる。