

# 台湾道路ネットワークにおける接続脆弱性解析とその活用\*

Network connectivity vulnerability evaluation and its application to Taiwan's road network \*

倉内 文孝\*\*・宇野 伸宏\*\*\*・夏 皓清\*\*\*\*・葉 光毅\*\*\*\*\*

By Fumitaka KURAUCHI\*\* , Nobuhiro UNO\*\*\*, Hao-Ching HSIA\*\*\*\* and Kuang-Yih YEH\*\*\*\*\*

## 1. はじめに

都市活動は交通システムに大きく依存するものであるが、阪神淡路大震災に代表されるように、一般的に交通システムは災害に対して頑健なものであるとはいえない。一方で、災害発生後には道路ネットワークの役割は、その柔軟さゆえにますます重要となる。したがって、災害発生時における道路ネットワークのロバスト性評価は非常に重要といえる<sup>1)</sup>。

ネットワーク信頼性指標は、一般的にはリスク、すなわちある事象の発生確率とその事象が発生したときの損失の積で表現される。つまり、もし事象発生確率が不確かであれば、得られた評価も不確かになってしまう。このような概念の元、災害発生確率に依存しない考え方として、ネットワーク脆弱性のアプローチが提案されている。Taylor<sup>2)</sup>は、いくつか少数のリンクの被災によって、そのアクセシビリティが大幅に減少するノードを脆弱性の高いノードと定義している。この考え方は、災害発生確率に依存しない。同様に、Bell<sup>3)</sup>は、総走行時間を最大化しようとする邪悪な存在とそれを避けようとするドライバーとの間のゲームの帰結として、ネットワークの総走行時間の増加に影響の大きなリンクを抽出する方法を提案している。また、Kurauchi<sup>4)</sup>は、リンクの途絶によってネットワーク容量の減少が大きなものを重要リンクとする、容量脆弱性の考え方を提案している。この考え方は、災害発生に関する不確実性を排除しているものの、交通需要をインプットとして用いていることから、その変化によっては異なった結果となる可能性が残される。このような概念の元、先行研究<sup>5)</sup>では接続脆弱性の概念を提案している。この考え方は、許容可能な所要時間内に走行できる重複しないリンクの数を数え上げるものである。本研究では、この先行研究で提案された接続脆弱性の考え方をを用い、台湾道路ネットワークの評価を行うとともに、その活用例として、災害対策センターの配置について検討を加える。

## 2. 接続脆弱性評価法

### (1) 概要

交通ネットワークの接続性を議論する一般的な手法の一つとして、Wakabayashi and Iida<sup>6)</sup>により提案された連結信頼性を用いるものがあげられる。これは、ある確率でリンクの途絶可能性が与えられたときに、あるODペアが接続している確率を計算するものである。この手法は、利用可能性のある経路を全て数え上げる必要があることが課題としてあげられ、結果は当然リンク途絶確率に依存する。一方で、ロバストネットワークの研究も多く行われている<sup>例えば7)</sup>。しかし、それらの研究においてもリンクの途絶確率を用いている。もう一つの考え方が、*k-edge connectivity*<sup>9)</sup>である。ネットワークが *k-edge connected* であるということは、最も重要なリンクが *k-1* 個途絶したとしても、全てのノード間の接続性が保たれていることになる。いいかえれば、重複のない *k* 個のリンクが全てのノード間で見つければ、そのネットワークは、*k-edge connected* といえる。この考え方は、確率を援用していないため、脆弱性の考え方と一致するものといえる。*k-edge connectivity* の考え方は、通信ネットワークを対象として発展したものもあり、多重リンクを許容する点や、全てのノード間の接続性を検討しているが、交通ネットワークにおいては、一般にセントロイド間の接続性のみに着目すればよく、また各ODペアの所要時間も接続性を評価する上で重要な指標である。ここで、ODC (*OD-connectivity*) を OD ペア間の許容可能な所要時間で移動可能な非重複経路数、と定義しよう。全てのODペアのうち最小のODCの値は、*edge connectivity* とほぼ同様の結果と見なすことが可能といえる。

### (2) 定式化

今、道路ネットワークを  $G(\mathbf{A}, \mathbf{I})$  の有向グラフとして表す。ただし、 $\mathbf{A}$  はリンク集合  $\mathbf{I}$  はノード集合で

ある. また,  $x_a$  を binary 型の決定変数とし, あるリンクが非重複経路に含まれていれば 1, そうでなければ 0 をとるものとし,  $x_a=1$  であるリンクを有効なリンク (=非重複経路に含まれるリンク) と定義する. ここで, OD ペア  $rs$  間には  $n_{rs}$  の非重複経路があるとしよう. このとき, 出発地  $r$  から流出する有効リンクの数と目的地  $s$  へ流入する有効リンクの数はともに  $n_{rs}$  で等しい. さらに,  $r, s$  以外のノードにおいては流出有効リンク数と流入有効リンク数は等しくなければならない. 我々の目的は, 非重複経路数を最大化することであるため, 以下のような最適化問題を解くことで OD ペア  $rs$  ごとの最大非重複経路数が求められる.

=P1= (1)

$$\max_{\mathbf{x}} n_{rs},$$

subject to

$$\sum_{x \in \text{Out}(r)} x_a = \sum_{x \in \text{In}(s)} x_a = n_{rs},$$

$$\sum_{x \in \text{In}(r)} x_a = \sum_{x \in \text{Out}(s)} x_a = 0,$$

$$\sum_{x \in \text{Out}(i)} x_a - \sum_{x \in \text{In}(i)} x_a = 0 \quad \forall i \in \mathbf{I}, i \neq r, s,$$

$$x_a = \{0,1\},$$

ここで,

$n_{rs}$  OD ペア  $rs$  間の非重複経路数

In( $i$ ) ノード  $i$  に流入するリンクの集合

Out( $i$ ) ノード  $i$  から流出するリンクの集合

なお, P1 では経路の所要時間は考慮していない. また, 制約条件数は  $I+2$  となる ( $I$  はノード数). この問題は, 二値変数による線形計画問題であり, 目的関数値の唯一性は保証されているものの, それを満たしうる  $\mathbf{x}$  の値は複数ある可能性がある. そのような数ある  $\mathbf{x}$  の集合の中で, もっともらしいものとして, 総所要時間が最小のものとするのが考えられる. そのために,  $n_{rs}$  を P1 で求めた後に, 以下の補助問題 P2 で総所要時間が最小となる非重複経路集合を求めればよい.

=P2= (2)

$$\min_{\mathbf{x}} \sum_{a \in A} t_a x_a,$$

subject to

$$\sum_{x \in \text{Out}(r)} x_a = \sum_{x \in \text{In}(s)} x_a = n_{rs},$$

$$\sum_{x \in \text{In}(r)} x_a = \sum_{x \in \text{Out}(s)} x_a = 0,$$

$$\sum_{x \in \text{Out}(i)} x_a - \sum_{x \in \text{In}(i)} x_a = 0 \quad \forall i \in \mathbf{I}, i \neq r, s,$$

$$x_a = \{0,1\},$$

ここで,  $t_a$  はリンク  $a$  の所要時間である. なおこの研究では, リンク所要時間は一定値として取り扱っている. ここまでは, 許容可能な所要時間についての議論をしていない. しかしながら, 非常に長い所要時間の経路は利用されないこともあるだろう. そのため, そのために, 下記のような制約条件を P2 に加えることで, あまりに所要時間の長い経路を排除することとする. なお, 下式の左辺は平均経路所要時間である.

$$\frac{1}{n_{rs}} \sum_{a \in A} t_a x_a \leq \theta \quad (3)$$

ここで,  $\theta$  は許容可能な旅行時間を表す. これは, ある値 (例えば 30 分) をとるものや, 最小 OD 所要時間の倍数で与えることも可能である.

### (3) 計算アルゴリズム

$n_{rs}$  は, P1 を解くことで唯一に決定づけることができる. また,  $n_{rs}$  がきまれば, P2 を解くことで  $\sum_{a \in A} t_a x_a$  の値が一意に決まる. 上記の計算を行った結果より, 上式が満たされるかどうか確認し, もし制約条件を満たさない場合には, 非重複リンク数を 1 本減らして再計算すればよい. 以下の関係が満たされている.

$$\frac{1}{n_{rs}} \sum_{a \in A} t_a x_a |_{n_{rs}} \geq \frac{1}{n_{rs}-1} \sum_{a \in A} t_a x_a |_{(n_{rs}-1)}, \quad (4)$$

ここで,  $x_{ak}$  は, P2 でえられた  $n_{rs}=k$  のときの P2 の解である. これは,  $n_{rs}$  が減少するに従い, (4) の左辺は右辺に近づいていく. 解法は図 1 のようにかける.

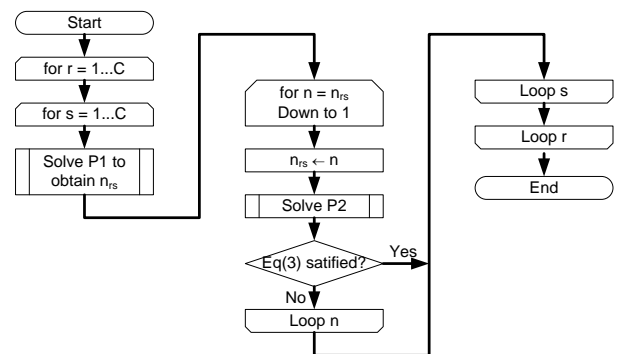


図 1 解法

### (4) 評価指標

OD ペアの接続性を評価する場合には, ODC を用いる. ODC が小さければ, より脆弱性が高く, 途絶が起こりやすくなる.  $ODC_{rs}(\theta)$  は, 平均旅行時間が  $\theta$  以下である OD ペア  $rs$  の ODC の値を示す.

一方, ノードごとの指標も考えられる. 際が発生

後には、市役所や病院、災害対策センターなどがあるノードにアクセスしにくくなることが多いと考えられる。それらの施設は一般的に大都市に建設されているため、それらの都市との接続性を評価する必要がある。ここでは、 $NC_r(\theta)$ を提案する。これは、あるノード $r$ からすべての主要ノードへのODCの和と定義する。

$$NC_r(\theta) = \sum_{s \in M} ODC_{rs}(\theta), \quad (5)$$

ここで、 $M$ は大都市をあらわすノードの集合である。

### (5) 災害対策センターの配置

提案した手法の防災計画への有用性を確認するために、このモデルを災害対策センターの配置計画に活用する。災害対策センターは、他のノードからのアクセシビリティが最小のノードに建設されるべきである。このような場所を求めるためには、許容可能な所要時間で移動可能なODCを求めるよりは、ある接続性を確保する場合に実現可能な最小旅行時間を求める方が便利である。この研究で想定しているのが災害発生を前提としている状況なので、全てのノードから災害対策センターへの接続性が確保されている必要がある。そのため、この最適災害対策センター配置問題は次のように定式化できる。

$$=P3= \quad (6)$$

$$\min_{\mathbf{y}} Z_1 = \sum_{r \in I} \tau_r(\mathbf{n}, \mathbf{y}),$$

subject to

$$\sum_s y_s = k,$$

$$\tau_r(\mathbf{n}, \mathbf{y}) = \min_{\{s|y_s=1\}} \{t_{rs}^*(\mathbf{n})\} \quad \forall r \in I,$$

$$y_s = \{0,1\},$$

ここで、 $y_s$ は、もし災害対策センターはノード $s$ に設置されていれば1をとる変数(設計変数)であり、 $k$ は災害対策センターの個数、 $t_{rs}^*(\mathbf{n})$ は、 $\mathbf{n}$ -ODC $_{rs}$ を満たす際の平均OD旅行時間であり、 $\tau_r(\mathbf{n}, \mathbf{y})$ は出発地から災害対策センターのあるノードへの最小旅行時間を表す。ここで、 $t_{rs}^*(\mathbf{n})$ はP2の目的関数を $n_{rs}$ で除したものであり、 $y_s$ が先に計算されれば、 $\tau_r(\mathbf{n}, \mathbf{y})$ も計算可能である。この問題は組み合わせ最適計画問題であり、最小をとる演算子(min)のため、簡単ではない。もし災害対策センターの数が多き場合には、なにがしかのヒューリスティック手法の適用が適切である。

## 3. 台湾道路ネットワークへの適用

### (1) データの概要

提案した手法は、台湾の道路ネットワークに適用された。台湾では、日本と同様に災害が非常に多い。1999年には、集集大震災の発生によって、2,400名が犠牲になった。多くの道路、橋梁が被災し、救援活動が主にヘリコプターや徒歩で行われている<sup>10)</sup>。より近々では、2009年のTyphoon MorakotによるTaiwan 88 Floodにおいては、461名が志望し、192名が未だ行方不明である。信頼性の高い台湾道路ネットワークを構築することが可能である。

図2が現在の道路ネットワークである。426のノード、1298のリンクからなる。東部エリアと西部エリアの間には広大な山脈が存在するため、エリア間の接続性は非常に限定的である。20の主要ノードをA01~A20と順番付けした。これらは、基本的にはその市町村の役場がある場所である。これら主要ノードの接続性がここでの主たる興味である。表1は主要ノードの情報を示している。リンクの列が、ノードから流出しているノードの数である。ODCはこの値より大きくなることはできない。

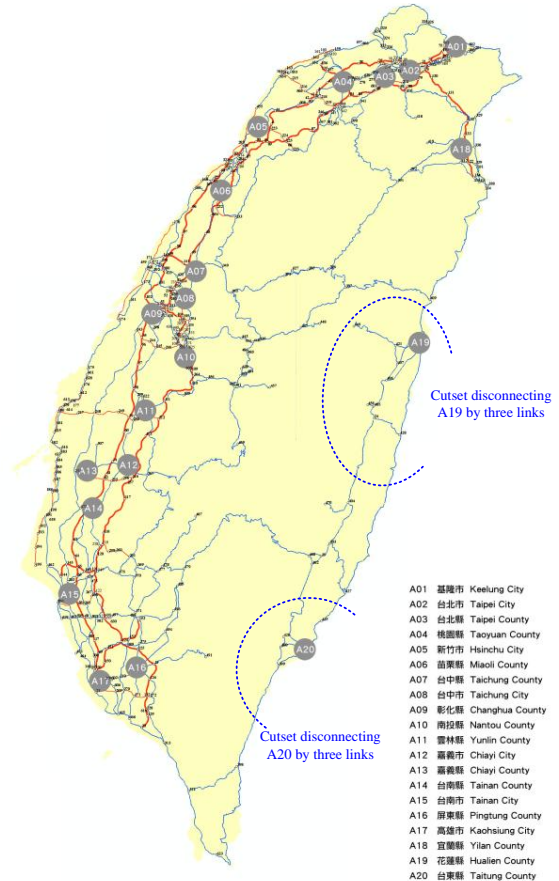


図2 台湾道路ネットワーク

表1 主要ノード

NodeID	Name	Links	NodeID	Name	Links	NodeID	Name	Links
A01	Keelung County	9	A09	Changhua County	9	A17	Kaohsiung County	7
A02	Taipei City	3	A10	Nantou County	9	A18	Yilan County	7
A03	Taipei County	7	A11	Yunlin County	9	A19	Hualien County	5
A04	Taoyuan County	10	A12	Chiayi City	6	A20	Taichung County	4
A05	Hsinchu City	7	A13	Chiayi County	4			
A06	Miaoli County	9	A14	Tainan County	3			
A07	Taichung County	7	A15	Tainan City	7			
A08	Taichung City	6	A16	Pingtung County	6			

$\alpha=1.5$

	A01	A02	A03	A04	A05	A06	A07	A08	A09	A10	A11	A12	A13	A14	A15	A16	A17	A18	A19	A20
A01	2	3	3	3	3	3	3	4	4	4	3	3	3	3	4	4	4	1	1	3
A02		2	3	3	3	3	3	3	3	3	3	3	3	3	3	3	3	1	1	3
A03			2	3	3	3	3	4	4	4	3	3	3	3	4	4	4	2	1	3
A04				2	4	4	4	4	4	4	4	4	3	3	4	4	4	2	1	3
A05					2	3	3	3	3	3	3	3	3	3	3	4	3	3	1	3
A06						2	3	3	3	3	3	3	3	3	3	3	3	3	2	3
A07							2	3	3	3	3	3	3	3	3	3	4	3	4	2
A08								2	3	3	3	3	3	3	3	3	3	4	3	2
A09									2	2	3	3	3	3	3	3	3	3	4	2
A10										2	3	3	3	3	3	3	3	5	2	3
A11											2	2	3	3	3	3	3	4	3	3
A12												2	2	3	3	3	3	4	3	3
A13													2	2	3	3	3	3	3	3
A14														1	3	3	3	3	3	3
A15															1	3	2	3	3	3
A16																3	2	4	3	2
A17																	2	5	3	2
A18																		4	3	2
A19																			1	3
A20																				2

$\alpha=50$

	A01	A02	A03	A04	A05	A06	A07	A08	A09	A10	A11	A12	A13	A14	A15	A16	A17	A18	A19	A20
A01	3	5	5	5	5	5	5	5	5	5	5	5	3	3	5	5	5	5	3	3
A02		3	3	3	3	3	3	3	3	3	3	3	3	3	3	3	3	3	3	3
A03			6	6	6	6	6	6	6	6	6	6	3	3	6	6	6	5	3	3
A04				7	7	7	7	7	7	7	7	7	6	3	7	6	6	5	3	3
A05					7	7	7	7	7	7	7	7	6	3	7	6	6	5	3	3
A06						7	7	7	7	7	7	7	6	3	7	6	6	5	3	3
A07							6	7	7	7	7	7	6	3	7	6	6	5	3	3
A08								6	6	6	6	6	3	3	6	6	6	5	3	3
A09									7	8	6	3	3	7	6	6	6	5	3	3
A10										7	6	3	3	7	6	6	5	3	3	3
A11											6	3	3	7	6	6	5	3	3	3
A12												3	3	6	6	6	5	3	3	3
A13													3	3	3	3	3	3	3	3
A14														3	3	3	3	3	3	3
A15															6	6	5	3	3	3
A16																6	5	3	3	3
A17																	6	5	3	3
A18																		5	3	3
A19																			3	3
A20																				3

図2 ODCが1.5と50のときのODC

(2) 接続脆弱性評価

まず、主要ノード間のODCを計算した。このとき、式(3)の制約条件は最小旅行時間の乗数として設定している。

$$\frac{1}{n_{rs}} \sum_{a \in A} t_a x_a \leq \alpha \tilde{t}_{rs}, \quad (7)$$

ここで、 $\tilde{t}_{rs}$ はノードrs間の最小旅行時間であり、 $\alpha$ は乗数である。異なる $\alpha$ に対するODCの値を示したのが表2である。表2には、 $\alpha=1.5$ と50の値を示している。この行列は対照行列となるため、上半分のみ示している。 $\alpha=50$ のとき、最大8ODCが保証されている。最小ODCは3であり、ノードA02、

A13, A14, A19, A20である。表1より、A02とA14は3つのリンクしか存在しない。他のノードでは流出入リンクは3以上であるが、ネットワーク内のカットセットが存在するため、非重複経路数が限定的なケースが生じる。例として、A19と20を非接続にするカットセットを図2に示しておく。

$\alpha=1.5$ のとき、非重複経路の平均所要時間は通常所要時間の1.5倍であるといえる。この場合、9つのODは1つの経路しか無い。これらのODペアの多くは、A18, A19, A14といったところと関係する。A18とA19は、東部の都市であり、東西の接続性が非常に限定されていることが確認できる。A14は、西海岸に面しているが、ODCの値は小さい。A14に関連するODCが小さい理由としては、このノードが国道と連結しており、その最小所要時間 $t_{rs}$ が小さいためである。2番目最短経路は平面街路を使用せざるを得ないため、所要時間が大きい。例えば、A14とA15のODCの値は、1である。最短経路所要時間は21.56分であるが、ODCの値を2にすると、平均所要時間は33.23分であった。平均旅行時間を閾値に設定する際には注意が必要である。

図3は、異なる $\alpha$ でのODCの分布を示したものである。 $\alpha=1$ であれば、最短経路が複数ない限りはODCは1となる。 $\alpha$ が大きくなるにつれて、傾きが緩やかになっていく。これは、ODCが大きくなるにつれてODペアが増加することと、一方でいくつかのODペアで依然小さいODC値をとることである。

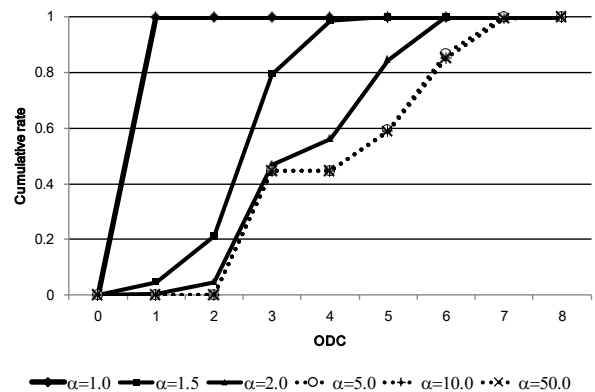


図3 異なる $\alpha$ のときのODCの分布。

(3) 脆弱ノードの指定

主要ノード間の接続性については前節で議論した。しかし、被災は小さなまちでも起こりうる。そのため、全てのノードから主要ノードへの接続性を評価

することも重要である。それらを計算した後、式(5)を用いてNCを計算する。前節において、ODCの値は、最小旅行時間の値に大きく影響を受けることがわかった。一方で、緊急時には早急に被災地域から脱出したいと考えられる。そのため、ここでは $\theta$ を最短旅行時間の乗数ではなく、60分とおくこととした。図4がNCの分布を示している。NC値の小さいノードが脆弱であるといえる。図より、12個のノードが60分以内に主要ノードに接続することができなかった。図5に、NCの値が2以下であるノードを示した。NC=0のノードは中央の山間地や南の半島に位置している。なお、西南方向に多くのNC=1, 2がみえるが、これはこの道路が接続されていないためである。実際には、市町村などに管理されているより低いランクの道もあり、それらを加えるとネットワーク評価結果が変わってしまう可能性も否めない。東部の海岸側のノードは、脆弱であるといえる。これらのノードは、災害が発生すれば、大きな被害を受けうる。なお、計算時間であるが、ここではP1を9,260回解いており、それにかかった時間は、Matlabを使用しておよそ8時間である(Toshiba Dynabook SS RX1 with a 1.2-GHz Intel Core2 U7600 processor and 2.00 GB of RAM)。

#### (4) 災害対策センターの最適配置

次に、災害対策センターの配置問題に適用した結果を報告する。まず、計算時間を減少させるために、災害対策センターの候補地は20個ある主要ノードとした。図2より、 $\alpha$ は非常に大きくてもODCの最小値は3である。そこで、求められる非重複経路数を1~3に変化させる。また、災害対策センターの個数を1~4に変化させる。

図6は、最寄りの災害対策センターまでのOD旅行時間の総和である。異なる災害対策センター数および保証非重複経路数のときの災害対策センターへの所要時間の総和を掲載している。表2は、災害対策センターの最適配置を示している。当然ながら、保証すべき非重複経路数が減少すれば、所要時間が減少する。目的関数の値は、あまりnには敏感ではないようである。また、災害対策センターの数は、1カ所から2カ所にふやしたときに大きく変化している。表3より、k=1のときの最適配置は、nには関係なくA09であった。しかし、k>1の時には、nの値によって最適配置が異なる。これは、nが増加す

ると、接続性がよいノードがより選択されやすいためといえる。図7より、(n, k)=(2, 2), (3, 3)の時の目的関数値はほぼ同じである。この2つの代替案は、脆弱性という観点からはほぼ同等と結論づけられる。

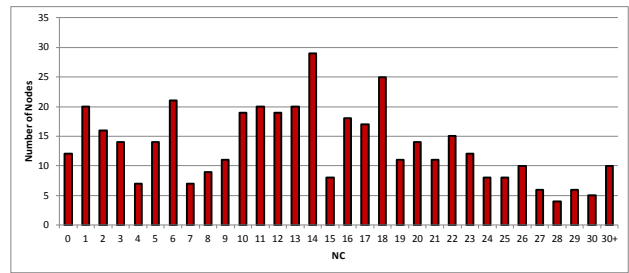


図4 60分以内の接続脆弱性

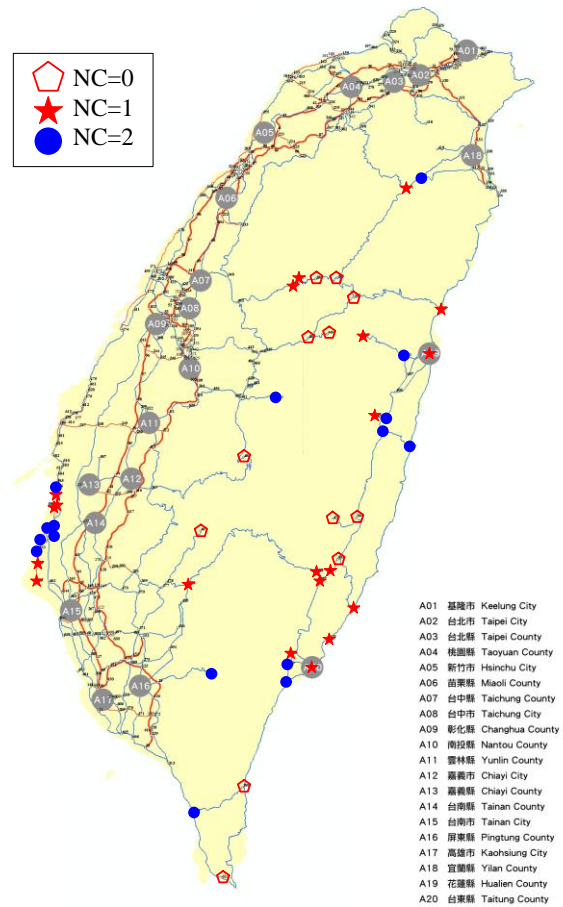


図5 脆弱性の高いノードの位置

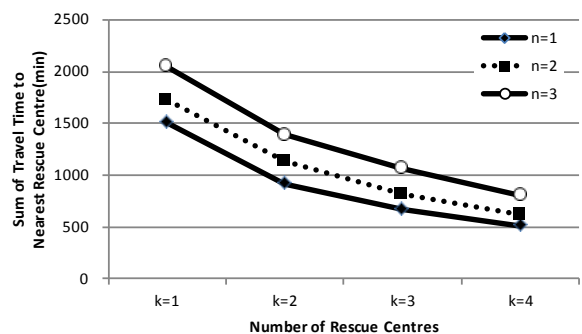


図6 最寄りの災害対策センターへのOD所要時間の総和。

表2 異なる ODC の保証レベルと  
災害対策センターの数による最適配置の違い

n	Number of rescue centres			
	k=1	k=2	k=3	k=4
1	A09	A02, A11	A02, A09, A17	A02, A07, A14, A20
2	A09	A04, A12	A02, A11, A19	A02, A08, A15, A19
3	A09	A04, A12	A04, A11, A19	A03, A09, A15, A19

## 5. おわりに

本研究では、接続脆弱性の概念を拡張し、台湾道路ネットワークへの適用を試みた。ノード脆弱性指標によって、脆弱ノードを特定化した。また、最適災害対策センターの配置決定にモデルを拡張した。計算時間の面からは、大きな問題が無いことが確認された。また、計算結果からは、東海岸のノードが脆弱であることが確認できた。また、中央部の山間地域のノードでは、60分で主要ノードにたどり着くことができず、災害発生時には大きな問題となり得ることがわかった。また、災害対策センターの最適配置は、保証する非重複経路の数や、災害対策センターの数によって異なることが明らかとなった。なお、今後は既存の施設の位置も考慮に入れた上での検討が可能となるようにモデルを拡張する予定である。

ケーススタディ結果より、いくつかの課題も見つかった。まず、ネットワークの詳細度によって計算結果は変化する。計算結果からは、西側の海岸線沿いのノードが脆弱であると結論づけられたが、そこには群道があるが、今回の計算では含まれていなかったためである。このように全道路を対象とするために、計算効率性の向上が不可欠である。いずれにせよ、今後の道路建設などの議論において、接続性を加味して評価することは非常に重要なことであると考えられる。

## 謝辞

本研究は、台湾、国立成功大学の Promoting Academic Excellence & Developing World Class Research Centers のおよび (財) 交流協会 2010 年度共同研究事業の成果の一部である。記して深謝する。

## 参考文献

- 1) Sumalee, A., Kurauchi, F., 2006. Network capacity reliability analysis considering traffic regulation after a major disaster. *Networks and Spatial Economics* 6, 205–219.
- 2) Taylor, M.A.P., Sekhar, S.V.C., D’Este, G.M., 2006. Application of accessibility-based methods for vulnerability analysis of strategic road networks. *Networks and Spatial Economics* 6, 267–291.
- 3) Bell, M.G.H., 1999. A game theory approach to measuring the performance reliability of transport networks. *Transportation Research Part B: Methodological* 34 (6), 533–545.
- 4) Kurauchi, F., Sumalee, A., Tamura, H., Uno, N., 2007. Bilevel programming problem for analysing capacity vulnerability in a transportation network under limited damage. *Proceedings of the 3rd International Symposium on Network Reliability Analysis*, Delft, The Netherlands.
- 5) Kurauchi, F., Uno, N., Sumalee, A., Seto, Y., 2009. Network evaluation based on connectivity vulnerability, transportation and traffic theory 2009: Golden Jubilee, 637–649. Wakabayashi and Iida, 1992
- 6) Wakabayashi, H., Iida, Y., 1992. Upper and lower bounds of terminal reliability of road networks: an efficient method with Boolean algebra. *Journal of Natural Disaster Science* 14 (1), 29–44.
- 7) Ball, M., 1979. Computing network reliability. *Operations Research* 27 (4), 823–838.
- 8) Aggarwal, K.K., Rai, S., 1981. Reliability evaluation in computer communication networks. *IEEE Transactions on Reliability* 30, 32–35.
- 9) Nagamochi, H., Ibaraki, T., 1992. Computing edge-connectivity in multigraphs and capacitated graphs. *SIAM Journal on Discrete Mathematics* 5 (1), 54–66.
- 10) Chi-Chi Reconnaissance Team, 2000. Event Report: Chi-Chi, Taiwan Earthquake, Risk Management Solutions, Newark, CA, USA.