

ПОСТАНОВКА ПРОБЛЕМИ МАРШРУТИЗАЦІЇ ІНФОРМАЦІЙНИХ ПОТОКІВ У МЕРЕЖАХ РАДІОЗВ'ЯЗКУ З ДИНАМІЧНОЮ ТОПОЛОГІЄЮ

Транспортну основу перспективної системи зв'язку військового призначення буде представляти автоматизована мережа радіозв'язку (АМР) загального користування, яка покликана забезпечити обмін інформацією в інтересах всіх військ, що діють в оперативно-тактичній зоні, незалежно від їх підпорядкування й задач, які виконуються [1]. Однією з основних проблем управління даною мережею є маршрутизація інформаційних потоків.

Математична модель. АМР представляється у вигляді ймовірного графа $G = (V, E)$ із множиною вершин $V = \{v_i\}$ і множиною ребер $E = \{(i, j) \mid d_{ij} \leq r_i \wedge d_{ij} \leq r_j\}$, що визначають матрицю зв'язності $C = \|c_{ij}\|$, де $c_{ij} = \{0, 1\}$ – бульова змінна, d_{ij} – відстань між вузлами i та j для $i \neq j$, $i = \overline{1, N}$, $j = \overline{1, N}$. Кожен вузол графа v_i у момент t описується сукупністю параметрів: координати місцезнаходження (x_i, y_i) ; радіус (потужність) передачі $r_i < r_{i\max}$ ($p_i < p_{i\max}$); ємність батареї e_i^6 ; швидкість і напрямок переміщення v_i, γ_i . Кожному ребру $(i, j) \in E$ – функція розподілу ймовірностей $F_{ij}(t)$ часу передачі пакета по каналу зв'язку, що відповідає цьому ребру, пропускна здатність радіоканалу $s_{ij} \leq s_{ij\max}$. Вхідні потоки описуються функціями розподілу інтервалів часу між входом у мережу окремих пакетів; $\Theta_{ik}^{\xi}(t)$ – функція розподілу для потоку ξ -го типу з вузла i у вузол k ; $\Gamma^{\xi} = \|g_{ik}^{\xi}(t)\|$ – матриця інтенсивностей ξ -го потоку. Радіозв'язність між вузлами мережі підтримується одним із протоколів каналного рівня (випадковий, із контролем несучої й ін.). Позначимо через $N_i = \{j \mid (i, j) \in E\}$ – множину сусідів вузла i ; N_i^+ , N_i^- – множину сусідів, які приймають від вузла i чи передають йому.

Результат функціонування будь-якого алгоритму маршрутизації $U_{\rho}(t)$, $\rho = \overline{1, P}$ у довільний момент часу може бути описаний матрицею маршрутних перемінних $\Pi_{\rho}(t) = \|\pi_{ij}^{(k)}(t)\|$ розмірності $N \times N \times N$, $k = \overline{1, N}$, $(i, j) \in E$; $\pi_{ij}^{(k)}(t) = \{0, 1\}$ – відсутність (наявність) маршруту від відправника i до адресата k через сусідній вузол $j \in N_i$ і відповідною матрицею розподілу потоків $\Phi(t) = \|\varphi_{ij}^{(k)}(t)\|$, де $\varphi_{ij}^{(k)}(t)$ – імовірність відправлення на вузлі i у момент t пакета, адресованого k у напрямку (i, j) . Для стаціонарних потоків змінна $\varphi_{ij}^{(k)}(t)$ може бути інтерпретована як частка потоку, адресованого вузлу k і відправлена по каналу (i, j) . Очевидно, що

$$\sum_{j \in N_i^+} \varphi_{ij}^{(k)}(t) = 1 ; \varphi_{ij}^{(k)}(t) \geq 0 \text{ при}$$

$$\text{одношляховій маршрутизації } \sum_{j \in N_i^+} \pi_{ij}^{(k)}(t) = 1 ; \pi_{ij}^{(k)}(t) \geq 0 ; k = \overline{1, N} ;$$

багатошляховій маршрутизації $\sum_{j \in N_i^+} \pi_{ij}^{(k)}(t) > 1; \pi_{ij}^{(k)}(t) \geq 0; k = \overline{1, N};$

групової маршрутизації $\sum_{j \in N_i^+} \pi_{ij}^{(k_r)}(t) \geq 1; \pi_{ij}^{(k_r)}(t) \geq 0,$

де $\{k_r\} \subseteq N$ – множина одержувачів групової (багатоадресної) інформації.

Аналіз зазначеної моделі навіть для простих адаптивних алгоритмів маршрутизації виявляється дуже скрутним. Причини цих складностей полягають у тім, що в адаптивних алгоритмах процеси, що описують поведження окремих елементів мережі, залежать від прийнятих в алгоритмі рішень на вибір напрямків передачі, а рішення ці приймаються з урахуванням поточного стану елементів мережі. Розімкнути цей зв'язок аналітичними методами виявляється вкрай складно. Тому задачу знаходження оптимального алгоритму маршрутизації зводять до задачі побудови оптимального мультипоточка чи оптимального розподілу потоків [2, 3].

Мультипоточком будемо називати вектор-функцію $X = \{x_{ij}^{(k)}(t)\}$, визначену на ребрах графа $G = (V, E)$ і яка відображає їх у n -мірному просторі $(R^+)^n$. Ця функція повинна задовольняти наступним властивостям:

$$x_{ij}^{(k)}(t) \geq 0 \text{ для } \forall k \in N \text{ і } (i, j) \in E;$$

$$\sum_{k=1}^N x_{ij}^{(k)} \leq s_{ij}; \quad \sum_{i \in N_j^-} x_{ij}^{(k)} + g_{jk} = \sum_{l \in N_j^+} x_{jl}^{(k)},$$

де $x_{ij}^{(k)}(t), k = 1, 2, \dots, N, (i, j) \in E$ – інтенсивність потоку в каналі (i, j) , призначеного для вузла k ; $\|g_{jk}(t)\|$ – матриця інтенсивностей вхідних потоків. Позначимо через $\lambda_i^{(k)}$ і x_{ij} як інтенсивність потоку, що протікає через вузол i та призначеного для вузла k , і інтенсивність потоку, що проходить по каналу (i, j) :

$$x_{ij} = \sum_{k=1}^N x_{ij}^{(k)}; \quad \lambda_i^{(k)} = g_{ik} + \sum_{l \in N_i^-} x_{li}^{(k)}.$$

На відміну від класичної потокової моделі в ролі змінних виступають не потоки в каналах, а змінні $\varphi_{ij}^{(k)}(t)$ і $\pi_{ij}^{(k)}(t)$, тому що в мережі реальне управління розподілом потоку відбувається саме через ці параметри. Рівняння (1), що зв'язують маршрутні і поточкові змінні, є рівняннями балансу: середній потік, що надходить у вузол для даного адресата, дорівнює середньому потоку, що виходить з вузла для того ж адресата:

$$\lambda_i^{(k)} = g_{ik} + \sum_{l \in N_i^-} \lambda_l^{(k)} \varphi_{li}^{(k)}, \quad i, k, l = 1, 2, \dots, N, \quad (1)$$

$$x_{ij} = \sum_{k=1}^N \varphi_{ij}^{(k)} \lambda_i^{(k)}, \quad i, j, k = 1, 2, \dots, N, j \in N_i^+,$$

$$\varphi_{ij}^{(k)} = x_{ij}^{(k)} / \lambda_i^{(k)} \text{ при } \lambda_i^{(k)} > 0.$$

Ці співвідношення являють собою систему лінійних рівнянь відносно $\lambda_i^{(k)}$ при відомих маршрутних змінних і вхідних потоках. Для правильної маршрутної мережі рівняння (1) мають єдине рішення [2]. Таким чином, для правильних маршрутних мереж мультипотік (при заданих вхідних потоках) визначається однозначно

маршрутними змінними. Тоді проблема маршрутизації формулюється в такий спосіб. При заданих: топології C , пропускних здібностях каналів $\|s_{ij}\|$ і вхідних потоках Γ знайти множину маршрутних перемінних Φ та відповідних їм потоків X , які оптимізують деяку цільову функцію – мінімум середнього часу затримки передачі пакетів у мережі t_3 чи максимум її пропускної здатності S .

Так при пуассоновських вхідних потоках і в припущенні “незалежності” задача перебування оптимальної статичної маршрутизації зводиться до задачі опуклого програмування: мінімізувати опуклу функцію t_3 [1]

$$t_3 = \frac{1}{\Lambda} \sum_{(i,j) \in E} \frac{x_{ij}}{s_{ij} - x_{ij}} \rightarrow \min, \text{ де } x_{ij} = \sum_{k=1}^N x_{ij}^{(k)}, \Lambda = \sum_{i=1}^N \sum_{k=1}^N g_{ik},$$

від змінних $x_{ij}^{(k)}$ при лінійних обмеженнях

$$x_{ij}^{(k)} \geq 0; \sum_{i \in N_j^-} x_{ij}^{(k)} + g_{jk} = \sum_{i \in N_j^+} x_{ji}^{(k)}.$$

Дана модель не прийнятна в умовах роботи АМР, тому що припускає централізоване управління і не враховує службовий трафік, який створюється алгоритмом маршрутизації при перебуванні змінні маршрутизації. Крім цього, в АМР апріорі не відомі характеристики вхідних потоків і топологія мережі, тому необхідно використовувати динамічні алгоритми маршрутизації. Дані алгоритми $\{U_\rho\}$, $\rho = \overline{1, P}$ повинні відповідати умовам функціонування АМР (динамічна топологія, випадковий характер вхідного навантаження, різномірний трафік, значна розмірність, обмежена енергетична можливість частини вузлів, асиметричність і обмеженість пропускної здатності радіоканалів, можливість використання системи позиціонування, обмежена безпека) і прагнути задовольнити наступні основні вимоги $\{TR_q\}$, $q = \overline{1, Q}$ [4]: розподілене функціонування; швидка збіжність і відсутність зациклення маршрутів; мінімальне завантаження мережі службовою інформацією; одержання маршруту в міру необхідності (режим «мовчання» мережі); забезпечення декількох маршрутів доставки інформації до адресата; забезпечення маршрутів заданої якості; підтримка односпрямованих каналів; мінімізація потужності вузлів, що витрачається, оснащеними батареями; безпека процесів маршрутизації.

Синтез динамічних методів маршрутизації в АМР включає розробку основних функцій і алгоритмів їхньої реалізації $U_\rho = \{U_\rho^3, U_\rho^x, U_\rho^o, U_\rho^p\}$, $\rho = \overline{1, P}$ (рис. 1):

U_ρ^3 – збір маршрутної інформації: глибина, тип, спосіб розсилання; формат маршрутних повідомлень (зондів), що визначає перелік контрольованих параметрів мережі; процедури обробки маршрутної інформації у вузлах мережі і т.д.;

U_ρ^x – збереження маршрутної інформації: кількість і склад маршрутних таблиць, місце їхнього збереження;

U_ρ^o – обчислення маршрутів: алгоритми обчислення найкоротших шляхів Белмана-Форда і Дійкстри, зондуванням мережі, на основі координат вузлів;

U_ρ^p – ретрансляція (передача) пакета: послідовна, “джерел”, багатошляхова, хвильова.

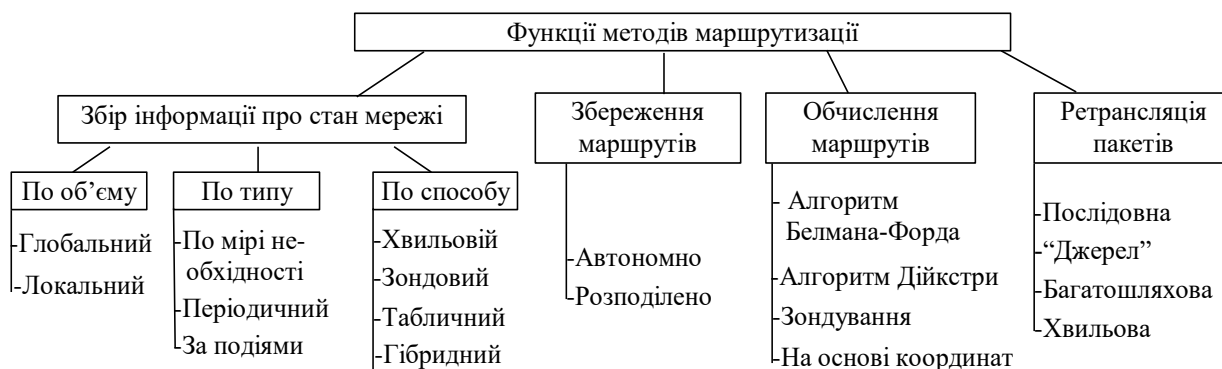


Рис. 1. Синтезовані функції методів маршрутизації в АМР

Крім цього, кожен клас методів маршрутизації зажадає розробки додаткових алгоритмів. Наприклад, ієрархічні методи вимагають рішення задач кластеризації й адресації; методи координатної маршрутизації – алгоритмів оперативного управління топологією тощо.

При статичній маршрутизації, як правило, використовуються загальномереві критерії і виробляється системна оптимізація, тоді як при розподіленій адаптивній застосовуються індивідуальні критерії і відбувається вибір оптимального маршруту з погляду користувача.

Позначимо ациклічний маршрут m у G як послідовність вузлів $(v_1, \dots, v_i, \dots, v_h)$, таких, що $(i, i+1) \in E$ для $1 \leq i \leq h$. Кожен канал $(i, i+1) \in E$ і вузол $v_i \in V$ можуть характеризуватися сукупністю позитивних метрик $c_\eta(i, i+1), c_\eta(v_i) \in Z^+$ чи їх згортокою $\Xi(c_\eta), \eta = \overline{1, N}$. Наприклад, значеннями c_η для каналу можуть бути: наявність радіозв'язності – c_1 , пропускна здатність s_{ij} – c_2 , затримка передачі t_{zij} – c_3 , потужність передачі p_{ij} – c_4 , відстань d_{ij} – c_5 , прогнозований час існування каналу – c_6 тощо; для вузла: ємність батареї e_i^6 – c_7 , завантаження g_i – c_8 , мобільність v_i – c_9 та ін.

Очевидно, що вартість маршруту $C_\eta(m)$ може визначатися як сума чи мінімум (максимум може бути легко перетворений у мінімум, наприклад, замість c_7 необхідно використовувати $1/c_7$) значень η -ой метрики каналів (і/чи вузлів) його складових

$$C_\eta(m) = \sum_{i=1}^{h-1} c_\eta(i, i+1) \text{ для } \eta = 1, 3, 4, 5, 7; C_\eta(m) = \min_{i \in p} \{c_\eta(i, i+1)\} \text{ для } \eta = 2, 6, 8, 9.$$

Користувальницька оптимізація заснована на алгоритмах обчислення $(U_\rho^B, \rho = \overline{1, P})$ маршруту мінімальної “вартості” – m^* :

при однопараметричній маршрутизації

$$m_\rho^* = \arg \min_{m \in M} C_\eta(m) = \arg \min_{m \in M} C_\eta((\pi_{lj}^{(k)})_\rho), j \in N_l \text{ для } \eta = 1, 3, 4, 6,$$

$$m_\rho^* = \arg \max_{m \in M} C_\eta(m) = \arg \max_{m \in M} C_\eta((\pi_{lj}^{(k)})_\rho), j \in N_l \text{ для } \eta = 2, 5, 7, 8;$$

при багатопараметричній маршрутизації

$$m_\rho^* = \arg \min_{m \in M} \Xi C_\eta(m) = \arg \min_{m \in M} \Xi C_\eta((\pi_{lj}^{(k)})_\rho), j \in N_l, \eta = \overline{1, N},$$

де M – множина усіх можливих маршрутів від l -го відправника k -му адресату.

При формуванні вартості шляху $C_\eta(m)$ вирішальне значення мають тип переданої інформації (визначає вимоги до передачі), доступна (у даний момент) у вузлі

інформація про стан мережі (U_ρ^x), а також час її збору (затримка побудови маршруту $t_{\text{пм}}$), інтенсивність (y) і обсяг службового трафіка ($V_{\text{ст}}$). Дані параметри залежать від застосовуваного методу маршрутизації $\{U_\rho\}$, $\rho = \overline{1, P}$, інтенсивності вхідного навантаження (Γ), інтенсивності зміни топології мережі (v) і її розмірності (N).

Інтенсивність службового трафіка $y_{ij}^{(k)}(U_\rho) = f(\Gamma, v, N)$ при $i \neq k$, $i \neq j$, $j \in N_i$ у каналі $(i, j) \in E$ призначеного для вузла k визначається:

при табличних методах маршрутизації кожен вузол постійно будує маршрути до усіх вузлів мережі (поза залежністю від інтенсивності вхідних потоків)

$$y_{ij}^{(k)}(U_\rho^{\text{тм}}) = (1/t_{\text{пр}}^\rho)^{(k)} + (v/t(\Delta c_\eta^\rho))^{(b)},$$

де перший доданок визначає періодичну ($t_{\text{пр}}$ – період розсилання маршрутних повідомлень) побудову маршруту; другий – трафік за подіями, який генерується при змінах топології мережі v і вартості каналів (вузлів) Δc_η^ρ , b – число вузлів, на які впливають ці зміни; $|k| = |N_i|$ для алгоритмів класу Белмана-Форда; $|k| = |N - 1|$ і $|b| = |N - 1|$ для алгоритмів класу Дійкстри;

при зондових методах маршрут будується і підтримується тільки при наявності вхідного трафіка і відсутності маршруту

$$y_{ij}^{(k)}(U_\rho^{\text{зм}}) = \begin{cases} 0 & \text{при } g_{ik} = 0 \text{ чи } \pi_{ij}^{(k)} = 1; \\ g_{ij}^{(k)} + v_m^{(b)} & \text{при } g_{ik} > 0 \text{ і } \pi_{ij}^{(k)} = 0, \end{cases}$$

де v_m – інтенсивність відмов маршруту ($v_m < v$), значення $|k| < |2N|$ і $|b| < |2N|$ – визначається конкретним методом $U_\rho^{\text{зм}}$.

Обсяг службового трафіка $V_{\text{ст}}$, який генерується в мережі для одержання маршрутних змінних Π_ρ при застосуванні U_ρ визначається як

$$V_{\text{ст}}(U_\rho) = \sum_{i=1}^N V_{\text{сти}}(U_\rho) = V_{\text{сп}}^\rho \sum_{i=1}^N \sum_{k=1}^N \sum_{j \in N^+} y_{ij}^{(k)}(\Gamma, v, N),$$

де $V_{\text{сти}}$ – службовий трафік i -го вузла, $V_{\text{сп}}$ – обсяг одного службового повідомлення. Метою користувальницької оптимізації у динамічній мережі може служити мінімізація службового трафіка при застосуванні даного алгоритму маршрутизації з безлічі $U = \{U_\rho\} = \{U_\rho^c, U_\rho^x, U_\rho^b, U_\rho^p\}$, $\rho = \overline{1, P}$ при задоволенні вимог по доставці повідомлень

$$U^*(t) = \arg \min_{U_\rho(t) \in U} V_{\text{ст}}(\Gamma(t), v(t), N, U_\rho(t)).$$

Затримка передачі пакета t_3 між парою відправник-адресат по маршруту M складається з наступних компонентів

$$t_3 = t_{\text{пм}}(U_\rho) + \sum_{i=1}^h (\beta t_{ij} + t_{\text{оби}} + t_{\text{чи}}) + v_m t_{\text{пд}}(U_\rho), \quad (2)$$

де $t_{\text{пм}}(U_\rho)$ – час побудови маршруту ρ -м алгоритмом маршрутизації ($t_{\text{пм}} = 0$ при наявності маршруту необхідної якості), t_{ij} – час передачі пакета по каналу $(i, j) \in M$, β – множник, що враховує протокол каналного рівня (випадковий, з контролем несучої тощо); $t_{\text{оби}}$, $t_{\text{чи}}$ – часи обробки пакета у вузлі і чекання в черзі на передачу; h – число ретрансляцій у маршруті; $t_{\text{пд}}$ – час підтримки (відновлення) маршруту (для існуючих методів маршрутизації $t_{\text{пм}} = t_{\text{пд}}$).

Час побудови маршруту $t_{\text{ПМ}}$ визначається параметрами функції збору маршрутної інформації U_{ρ}^c : інтервалом $\Delta t_{\text{ПР}}^{\rho}$ і глибиною h_{ρ} розсилання службової інформації, а також обсягами маршрутного повідомлення ($V_{\text{МП}}^{\rho}$) чи зонда ($V_{\text{ЗН}}^{\rho}$):

для табличних методів маршрутизації

$$t_{\text{ПМ}}(U_{\rho}^{\text{ТМ}}) = \sum_{i=1}^{h_{\rho}} (\Delta t_{\text{ПР}}^{\rho} + \beta t_{ij}^{\text{МП}} + t_{\text{Обі}}^{\text{МП}} + t_{\text{Чи}}^{\text{МП}});$$

для зондових методів

$$t_{\text{ПМ}}(U_{\rho}^{\text{ЗМ}}) \leq 2 \sum_{i=1}^{d_{\text{М}}} (\beta t_{ij}^{\text{ЗН}} + t_{\text{Обі}}^{\text{ЗН}} + t_{\text{Чи}}^{\text{ЗН}}),$$

де $t_{ij}^{\text{МП}} = V_{\text{МП}}^{\rho} / s_{ij}$, $t_{ij}^{\text{ЗН}} = V_{\text{ЗН}}^{\rho} / s_{ij}$, $V_{\text{ЗН}} \ll V_{\text{МП}}$, $d_{\text{М}}$ – діаметр мережі, $h_{\rho} = d_{\text{М}}$ для класу Дійкстри.

Назвемо множиною припустимих маршрутних змінних Ψ множину маршрутних змінних, котрі при заданих вхідних потоках Γ та змінах топології ν задовольняють обмеженням по пропускних здібностях каналів $s_{ij} \leq s_{ij\text{max}}$

$$\sum_{k=1}^N x_{ij}^{(k)} (\pi_{ij}^{(k)}) + \sum_{k=1}^N y_{ij}^{(k)} (U_{\rho}) \leq \varepsilon_{ij} s_{ij}, \quad (3)$$

де перший доданок – інтенсивність корисного потоку x_{ij} , другий – інтенсивність службового трафіка y_{ij} , викликана перебуванням $\pi_{ij}^{(k)}$, $\sum_{j \in N_i} \varepsilon_{ij} \leq 1$ – коефіцієнт, що визна-

чає активність каналу в залежності від прийнятого протоколу каналного рівня і інтенсивностей передач сусідніх вузлів N_i і N_j (проблема “схованого абонента”). Співвідношення (3) показує, що, зменшуючи обсяг службової інформації (при виконанні вимог по доставці повідомлень), ми збільшуємо частку корисного потоку і тим самим збільшуємо пропускну здатність мережі.

Оптимальним набором маршрутних змінних (системною оптимізацією) будемо називати набір $\Pi^* = \{ \pi_{ij}^{(k)} \}$, що задовольняє одній з умов

$$\begin{aligned} S(\Pi^*) &= \max_{\pi \in \Psi} S(\Pi) \text{ при } t_3(\Pi^*) \leq t_{3\text{пр}}, P(\Pi^*) \leq P_{\text{пр}}, \\ \bar{t}_3(\Pi^*) &= \min_{\pi \in \Psi} \bar{t}_3(\Pi), \text{ при } S(\Pi^*) \geq S_{\text{пр}}, P(\Pi^*) \leq P_{\text{пр}}, \\ \bar{P}(\Pi^*) &= \min_{\pi \in \Psi} \bar{P}(\Pi) \text{ при } t_3(\Pi^*) \leq t_{3\text{пр}}, S(\Pi^*) \geq S_{\text{пр}}, \end{aligned}$$

де $S(\Pi)$, $\bar{t}_3(\Pi)$, $\bar{P}(\Pi)$ – пропускна здатність мережі, середня затримка передачі пакетів і середня споживана потужність вузлами при Π -му маршрутному рішенні. Дані мережні характеристики визначаються згідно наступних виразів.

Пропускна здатність мережі – $S = N_{\text{д}}/T$, де $N_{\text{д}} = \sum_{k=1}^N \sum_{j=1}^N N_{\text{дж}k}$ – число доставлених па-

кетів одержувачу за інтервал часу $[0, T]$ для всіх j - k пар відправник-адресат за умови $t_{3jk} \leq t_{3\text{пр}}$.

Середня затримка передачі – $\bar{t}_3 = \sum_{l=1}^{N_{\text{д}}} t_{3l} / N_{\text{д}}$, де t_{3l} – затримка передачі l -го пакета

визначається згідно виразу (2).

Середня споживана потужність у мережі – $\bar{P} = \sum_{i \in N} p_i / T$ для $e_i^{\bar{}} \leq e_{i_{\max}}^{\bar{}}$ і

$$p_i = \sum_{l \in N_i^+} (x_{il}^{(k)} + y_{il}^{(k)}) p_{il}^{\text{пд}} + \sum_{j \in N_i^-} (x_{ji}^{(k)} + y_{ji}^{(k)}) p_{ji}^{\text{пм}},$$

де p_i – споживана потужність i -го вузла за період T , $p^{\text{пд}}$, $p^{\text{пм}}$ – потужності передачі, що витрачаються, і прийому одного повідомлення. Значення $p^{\text{пм}} = \kappa p^{\text{пд}} d^{-\alpha}$, де κ – коефіцієнт, що враховує характеристики приймально-передавальних пристроїв, d – відстань між вузлами і $\alpha = 2 \dots 4$ (визначається моделлю поширення радіохвиль). Зменшення споживаної p еквівалентно збільшенню “часу життя” мережі $T_{\text{ж}} = \min_{i \in N} t_i^{\text{ж}}$, де

$t_i^{\text{ж}}$ – час функціонування вузла до моменту $e_i^{\bar{}} < e_{\min}^{\bar{}}$. У цьому випадку

$$T_{\text{ж}}(\Pi^*) = \max_{\pi \in \Psi} T_{\text{ж}}(\Pi) \text{ при } t_3(\Pi^*) \leq t_{3\text{пр}}, S(\Pi^*) \geq S_{\text{пр}}.$$

Система управління маршрутизацією в АМР включає два рівні: $U(t) = \langle U_{\text{T}}(t), U_{\text{M}}(t) \rangle$, де $U_{\text{T}}(t)$ – управління топологією, а $U_{\text{M}}(t)$ – управління побудовою і підтримкою маршрутів при заданій топології, $U = \{U^3, U^x, U^o, U^p\}$. Тоді ціль управління маршрутизацією полягає в максимізації пропускної здатності мережі S

$$U^*(t) = \arg \max_{U_{\text{T}}(t) \in \Omega_{\text{T}}} \max_{U_{\text{M}}(t) \in \Omega_{\text{M}}} S(\Gamma^{\xi}(t), \nu(t), N(t), \mathbf{E}^{\bar{}}(t), U_{\text{T}}(t), U_{\text{M}}(t)) \quad (15)$$

при обмеженнях $\Omega = \Omega_{\text{T}} \times \Omega_{\text{M}}$, що накладаються на вибір управління

$$\Omega = \{t_3^{\xi}(U(t)) \leq t_{3\text{доп}}^{\xi}, r(U(t)) \leq r_{\text{imax}}, U(t) \in \text{TP}_q, q = \overline{1, Q}\} \quad (16)$$

і обмеженнях на ресурси мережі

$$e_i^{\bar{}} \leq e_{i_{\max}}^{\bar{}}, \nu_i \leq \nu_{\text{imax}}, s_{ij} \leq s_{ij\text{max}}, N \leq N_{\text{max}}, \quad (17)$$

де $t_3(U(t)) = (t_{31}(U(t)), \dots, t_{3m}(U(t)))$ – вектор середніх часів доведення пакетів між m кореспондуючими парами абонентів; $\Gamma^{\xi}(t) = \|g_{ik}^{\xi}(t)\| = [0 \dots g_{\text{max}}^{\xi}]$ – інтенсивність вхідних потоків ξ -типу; $\nu(t) = [0 \dots \nu_{\text{max}}]$ – інтенсивність зміни топології мережі; $\nu(t) = \|\nu_i(t)\|$ – мобільність вузлів; $\mathbf{E}^{\bar{}}(t) = \|e_i^{\bar{}}(t)\|$ – ємності батарей вузлів; s_{ij} – пропускна здатність каналу (i, j) ; $i, j, k \in V$ – множина вузлів мережі.

На рис. 2 представлена схема системного аналізу і синтезу методів маршрутизації в АМР. Аналізуючи задачі системного аналізу й синтезу, варто вказати на ряд труднощів, що виникають при їхньому рішенні. Насамперед, ці труднощі зв'язані з відсутністю повної формалізації опису АМР через їхню складність і динамічність як об'єкта дослідження, високою розмірністю розв'язуваних задач синтезу, а також відсутністю загальної теорії динамічних алгоритмів маршрутизації. Це приводить до необхідності використання при дослідженні АМР не тільки аналітичних методів теорій марковських випадкових процесів, масового обслуговування, математичного програмування, але і методів імітаційного моделювання на ЕОМ. Користувальницька оптимізація здійснюється з використанням аналітичних методів, системна – на основі імітаційного моделювання.

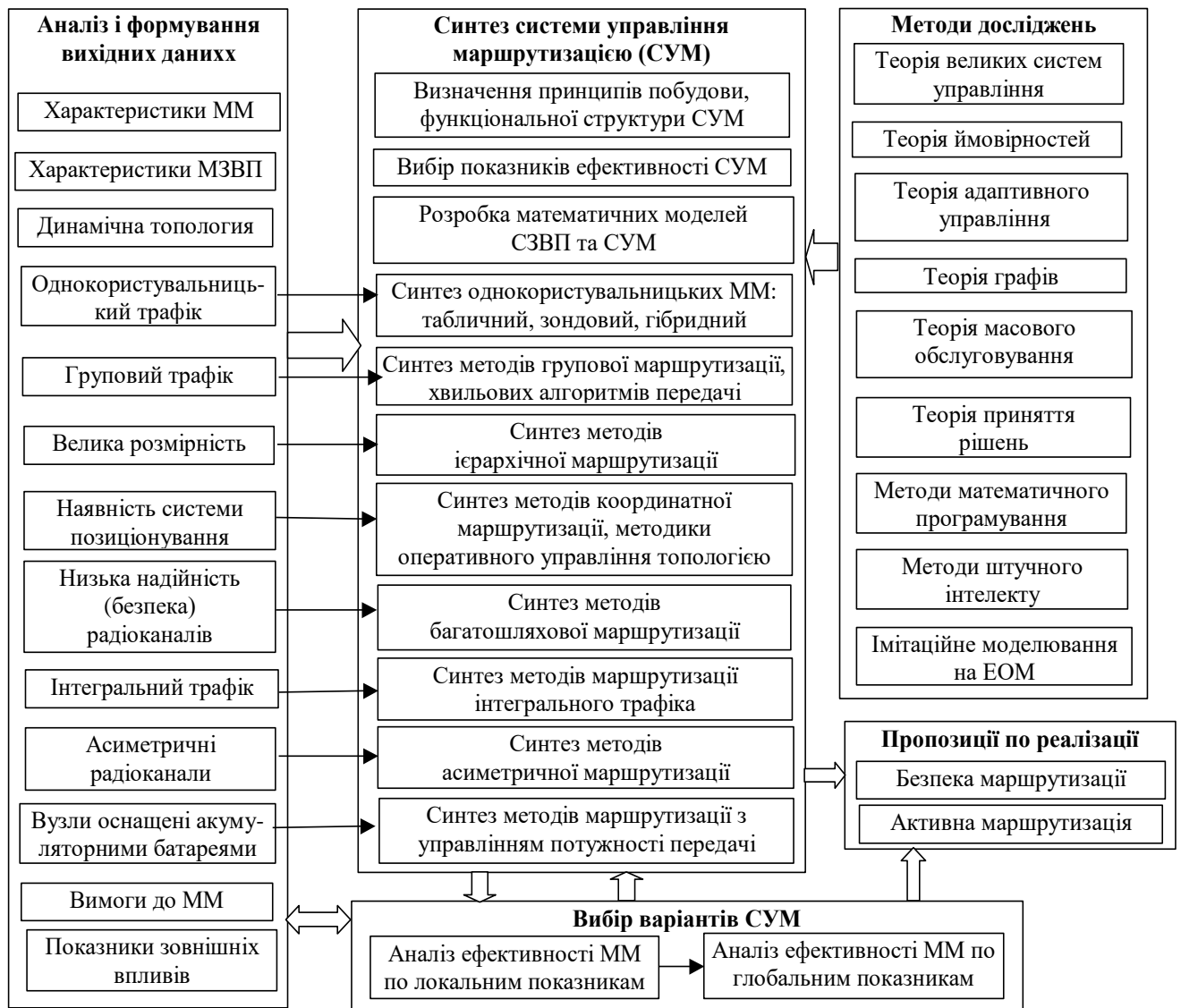


Рис. 2. Схема системного аналізу й синтезу ММ в АМР

Таким чином, синтез єдиного методу маршрутизації, що здійснює користувальницьку й системну оптимізацію, що задовольняє всім умовам функціонування АМР і, відповідно, всім вимогам $\{TR_q\}$, $q = \overline{1, Q}$ не представляється можливим. Рішення проблеми маршрутизації декомпозується на задачі, тобто розробку нових методів маршрутизації необхідно робити по класах, кожен із яких задовольняє визначеному виду трафіка, наявному устаткуванню в вузлах чи умовам функціонування АМР.

ЛІТЕРАТУРА

1. Романюк В.А. Направления развития тактических сетей связи // Зв'язок. – 2001. – № 3. – С. 63 – 65.
2. Мизин И.А., Богатырев В.А., Кулешов А.П. Сети коммутации пакетов. – М.: Радио и связь, 1986. – 408 с.
3. Бертсекас Д., Галлагер Р. Сети передачи данных: Пер. с англ. – М.: Мир, 1989. – 544 с.
4. Минович А.И., Романюк В.А. Протоколы маршрутизации в мобильных радиосетях // Зв'язок. – 2001. – № 1. – С. 31 – 36.