

Адаптивное бюджетно-рисковое индексное планирование фонового обмена данными в мобильных системах

А. М. Панюшкин, Р. А. Слесарев

Аннотация—Предложен метод АБРИС - адаптивное бюджетно-рисковое индексное планирование с сеансовой стоимостью для фонового обмена данными в мобильных системах. Актуальность исследования обусловлена необходимостью согласовать сроки фоновых заданий с изменчивостью канала, энергией радиомодуля и лимитом тарифицируемого трафика. Новизна состоит в совместном использовании двух виртуальных ресурсных очередей, локального сценарного CVaR-индикатора, авторского индекса задания и неотрицательного порога активации передачи. Метод получен из оценки дрейфа с штрафом. Для делимых передач доказана точность сортировки по индексу; для квантованных передач ограничен добавочный разрыв. Совпадение с динамическим программированием установлено на 2000 дискретных задачах. В 64 парных семисоточных имитациях разность относительно OPERA-подобного контроллера составила -6847 ± 181 Дж, -2890 ± 78 Мбайт и $-0,0245 \pm 0,0282$ процентного пункта просрочек. Относительно статической политики получено $+126 \pm 71$ Дж, $+47 \pm 27$ Мбайт и $-0,0395 \pm 0,0321$ процентного пункта. В стрессовом сценарии локальный индикатор уменьшил просрочки на $0,0403 \pm 0,0207$ процентного пункта ценой 35 ± 9 Дж. Теоретическая гарантия относится к суррогатной стоимости, а численные выводы — к заданной вычислительной модели.

Ключевые слова—мобильная вычислительная система, фоновый обмен данными, онлайн-планирование, функция Ляпунова, CVaR, энергопотребление, тарифицируемый трафик.

I. ВВЕДЕНИЕ

Фоновая синхронизация допускает задержку, но длительное ожидание приводит к устареванию данных. Android ограничивает работу типом сети и зарядом [1], [21], а iOS предоставляет отложенные сетевые сессии [2]. Эти средства задают окно запуска, но не выбирают внутри него задания с разными размерами и сроками.

Энергия обмена не пропорциональна объёму: активация и хвост радиомодуля делают объединение запросов выгодным [3]. Для Wi-Fi существенна установка соединения [4], а удельная энергия зависит от режима и скорости [5].

Ближайшие аналоги — MOTET [6] и OPERA [7]. Первый оптимизирует энерго-пропускной компромисс без индивидуальных сроков, второй различает срочные

потоки и допускает отбрасывание. Они не объединяют два бюджета устройства, фиксированную стоимость интервала, сценарный индикатор и цену запуска. Современные исследования развивают планирование по срокам, разгрузку вычислений, управление энергией, возрастом информации и сетевой инфраструктурой [8–16].

II. ЦЕЛЬ И ЗАДАЧИ ИССЛЕДОВАНИЯ

Цель исследования состоит в разработке вычислительно лёгкого онлайн-метода, который при динамическом состоянии сети согласует индивидуальные сроки фоновых заданий с долгосрочными бюджетами энергии и тарифицируемого трафика и отдельно принимает решение об активации передачи в текущем интервале.

Для достижения цели решаются четыре задачи: формализуется очередь делимых заданий с индивидуальными сроками; строится локальный индикатор дефицита будущей пропускной способности; из оценки дрейфа выводятся индекс задания и порог активации; доказываются свойства одноинтервального решения и проводится воспроизводимый вычислительный эксперимент. Научная новизна состоит в совместном включении двух виртуальных ресурсных очередей и локального CVaR-индикатора в одну суррогатную стоимость, а также в декомпозиции этой стоимости на индекс задания и неотрицательный порог, учитывающий фиксированную энергию активного интервала и цену запуска планировщика. Для делимых передач доказывается точность индексного решения, для квантованных — ограничивается потеря.

III. МАТЕРИАЛЫ И МЕТОДЫ

Время разбито на интервалы $t = 0, 1, \dots$ длительностью Δ . Задание $i \in \mathcal{I}$ имеет объём s_i , момент поступления a_i , последний допустимый интервал d_i и приоритет $p_i \in [0, 1]$. Его возраст и остаточный срок равны $\tau_i(t) = t - a_i$ и $h_i(t) = d_i - t$. До поступления и после удаления $q_i(t) = 0$. Величина $A_i(t)$ создаёт задание, $y_i(t)$ задаёт передачу, а $u_i(t)$ удаляет просроченный остаток; при $t > d_i$ передача запрещена:

Статья получена 29 июля 2026 г. Исследование выполнено без внешнего финансирования.

Панюшкин Андрей Михайлович — инженер-программист ООО «СУПЕРНОВА-ТЕХ»; студент 5-го курса Самарского национального исследовательского университета имени академика С. П. Королёва (e-mail: good.ggr@yandex.ru; автор для переписки).

Слесарев Роман Александрович — главный руководитель отдела мобильной разработки, старший инженер-программист ООО «СУПЕРНОВА-ТЕХ»; независимый исследователь (e-mail: slesarev.roman@email.com).

$$\begin{aligned}
A_i(t) &= s_i I(t = a_i), q_i(0) = A_i(0), \\
u_i(t) &= q_i(t) I(t = d_i + 1), \\
q_i(t+1) &= q_i(t) - y_i(t) - u_i(t) + A_i(t+1), \\
Q_t &= \{i: q_i(t) > 0\}.
\end{aligned} \tag{1}$$

Состояние $\xi_t = (n_t, c_t, b_t)$ включает режим сети, переменная x_t обозначает наличие передачи в интервале. доступную ёмкость канала c_t и долю заряда b_t . Бинарная Допустимое множество задаётся условиями

$$\begin{aligned}
0 &\leq y_i(t) \leq q_i(t) \mathbf{1}_{\{t \leq d_i\}}, \\
\delta x_t &\leq \sum_i y_i(t) \leq c_t \Delta x_t, x_t \in \{0, 1\}.
\end{aligned}$$

Для делимой модели используется предел $\delta \downarrow 0$, но операция системы. Энергия и тарифицируемый пустая активация запрещена. При низком заряде объём равны несрочные задания исключаются средствами

$$\begin{aligned}
E_t &= x_t E_{\text{slot}}(n_t) + e(n_t) \sum_{i \in Q_t} y_i(t), \\
M_t &= m(n_t) \sum_{i \in Q_t} y_i(t), \\
x_t &= I\left(\sum_i y_i(t) > 0\right).
\end{aligned} \tag{2}$$

где $E_{\text{slot}}(n_t)$ — агрегированная фиксированная энергия активации и хвоста всех передач внутри одного пятиминутного интервала, $e(n_t)$ — переменная энергия мегабайта, $m(n_t) \in \{0, 1\}$ — признак тарифицируемого канала. Каждый интервал трактуется как отдельное решение планировщика; x_{t-1} не означает физически

открытый радиоканал. Коэффициенты подлежат профилированию на целевом устройстве [17, 18].

Ограничения задаются средними бюджетами $\bar{E}$ и $\bar{M}$; их нормированные значения $\bar{g}_E$ и $\bar{g}_M$ определены в (3). Превышения накапливают виртуальные очереди. Конструкция виртуальных очередей следует общей схеме стохастической сетевой оптимизации [19].

$$\begin{aligned}
\lambda_k(t+1) &= \max(0, \lambda_k(t) + v_k(g_k(t) - \bar{g}_k)), \\
k &\in \{E, M\}, \\
g_E(t) &= E_t/E_0, g_M(t) = M_t/M_0, \\
\bar{g}_E &= E/E_0, \bar{g}_M = M/M_0.
\end{aligned} \tag{3}$$

с шагами $v_E, v_M > 0$. Теневая цена растёт после перерасхода, допуская кратковременное превышение ради срочного задания и последующую компенсацию.

Для описания неопределённости используются S сценариев будущей ёмкости $c_{t,s} = c_t f_s$ с вероятностями

$$\ell_{i,s}^{\text{loc}}(t) = p_i \left[1 - \frac{c_{t,s} h_i(t)}{q_i(t)} \right]_+.$$

Локальный хвостовой индикатор определяется формулой Рокафеллара—Урясева:

$$\begin{aligned}
r_i^{\text{loc}}(t) &= \min_{\zeta \in \mathbb{R}} \left\{ \zeta + \frac{R_i(t, \zeta)}{1 - \alpha} \right\}, \\
R_i(t, \zeta) &= \sum_{s=1}^S \pi_s \max(0, \ell_{i,s}^{\text{loc}}(t) - \zeta), \\
\ell_{i,s}^{\text{loc}}(t) &= p_i \max\left(0, 1 - \frac{c_{t,s} h_i(t)}{q_i(t)}\right).
\end{aligned} \tag{4}$$

Величина $r_i^{\text{loc}}(t)$ высока, если неблагоприятные сценарии не оставляют заданию достаточной ёмкости до срока. Одна и та же будущая ёмкость при этом оценивается отдельно для разных заданий, поэтому сумма локальных индикаторов не является ни верхней,

ни нижней оценкой совокупного риска конкурирующей очереди. Индикатор используется исключительно как сепарабельный приоритетный признак; теоретические оценки ниже относятся к суррогатной стоимости,

содержащей этот признак, а качество относительно фактических просрочек проверяется экспериментально.

Одноинтервальная суррогатная стоимость определена выражением

$$C_t = \sum_i \left[\frac{\beta_D p_i}{h_i + 1} + \frac{\beta_A \tau_i}{\tau_i + h_i + 1} + \rho r_i^{\text{loc}}(t) \right] (q_i - y_i) + w_E \frac{E_t}{E_0} + w_M \frac{M_t}{M_0} + \eta x_t (1 - x_{t-1}).$$

Последний член — вычислительная цена перехода прикладного планировщика из режима ожидания в активный режим; он не моделирует длительность физического хвоста радиомодуля. Исходная

стохастическая задача минимизирует среднюю суррогатную стоимость при ограничениях на средние E_t и M_t :

$$\begin{aligned} \min_{\pi} \limsup_{T \rightarrow \infty} \frac{1}{T} \sum_{t=0}^{T-1} \mathbb{E}_{\pi}[C_t(y_t, x_t)], \\ \limsup_{T \rightarrow \infty} \frac{1}{T} \sum_{t=0}^{T-1} \mathbb{E}_{\pi}[E_t] \leq \bar{E}, \\ \limsup_{T \rightarrow \infty} \frac{1}{T} \sum_{t=0}^{T-1} \mathbb{E}_{\pi}[M_t] \leq \bar{M}. \end{aligned} \quad (5)$$

Доля удалённых по сроку заданий используется как независимый итоговый показатель, а не оптимизируется постфактум. Параметр $V > 0$ задаёт масштаб текущей стоимости относительно накопленного дефицита ресурсов.

Расширенное состояние и функция Ляпунова определены как

$$\begin{aligned} \theta_t = (\mathbf{q}_t, \boldsymbol{\lambda}_t, \xi_t, \boldsymbol{\tau}_t, \mathbf{h}_t, \mathbf{p}_t, x_{t-1}) \\ W(\theta_t) = \frac{1}{2} \sum_i \frac{q_i^2}{Q_0} + \sum_k \frac{\lambda_k^2}{2v_k}. \end{aligned}$$

Условный дрейф удовлетворяет оценке

$$\begin{aligned} \Delta_t + V \mathbb{E}[C_t \mid \theta_t] \leq B + \mathbb{E}[Z_t \mid \theta_t], \\ Z_t = \sum_i \frac{q_i(t)}{Q_0} (A_i(t+1) - y_i(t) - u_i(t)) \\ + \sum_{k \in \{E, M\}} \lambda_k(t) (g_k(t) - \bar{g}_k) + V C_t. \end{aligned} \quad (6)$$

где принудительное удаление $u_i(t)$ входит в член обслуживания вместе с $y_i(t)$. Если за интервал поступает не более $N_{\max}$ заданий, их срок не превышает $D_{\max}$,

объём ограничен $s_{\max}$, а $R_k = \sup_t |g_k(t) - \bar{g}_k|$, заведомо допустимо взять величину

$$B = \frac{2N_{\max}(D_{\max} + 1)s_{\max}^2}{Q_0} + \frac{1}{2} \sum_k v_k R_k^2.$$

После удаления членов, не зависящих от решения, задача интервала принимает вид

$$\begin{aligned} \max_{y \in U(\xi_t), x_t \in \{0,1\}} \left\{ \sum_{i \in Q_t} F_i(t) y_i(t) - H_t x_t \right\}, \\ 0 \leq y_i(t) \leq q_i(t) \mathbf{1}_{\{t \leq d_i\}}, \\ \delta x_t \leq \sum_i y_i(t) \leq c_t \Delta x_t. \end{aligned} \quad (7)$$

В ней $\omega_E = V w_E + \lambda_E$, $\omega_M = V w_M + \lambda_M$, а предельный выигрыш единицы обслуживания равен

$$\begin{aligned}
\Gamma_i(t) = & \frac{q_i(t)}{Q_0} + V \frac{\beta_D p_i}{h_i(t) + 1} \\
& + V \beta_A \frac{\tau_i(t)}{\tau_i(t) + h_i(t) + 1} + V \rho r_i^{\text{loc}}(t) \\
& - (V w_E + \lambda_E(t)) \frac{e(n_t)}{E_0} \\
& - (V w_M + \lambda_M(t)) \frac{m(n_t)}{M_0}.
\end{aligned} \tag{8}$$

Первое слагаемое отражает накопленный остаток, второе — давление срока и возраста, третье — локальный сценарный индикатор, последние два — текущие цены ресурсов. В использованной реализации Q_0, E_0, M_0 являются масштабами нормирования; изменение единиц измерения поэтому не меняет порядок заданий.

Алгоритм сортирует положительные $\Gamma_i(t)$, последовательно заполняет доступную ёмкость и вычисляет валовой выигрыш $G_t = \sum_i \Gamma_i y_i$. Передача в интервале активируется только при условии

$$\begin{aligned}
G_t = \sum_i \Gamma_i(t) y_i(t) & > H_t, \\
H_t = (V w_E + \lambda_E(t)) \frac{E_{\text{slot}}(n_t)}{E_0} & \\
+ V \eta (1 - x_{t-1}) & \geq 0.
\end{aligned} \tag{9}$$

Порог неотрицателен: его первая часть учитывает фиксированную энергию активного интервала, а $V \eta (1 - x_{t-1})$ добавляется только при переходе прикладного планировщика из ожидания к передаче.

Поэтому продолжение серии активных решений не создаёт отрицательной фиксированной стоимости. Контур метода показан на рис. 1.



Рис. 1. Последовательность вычислений метода АБРИС.

Утверждение 1. Если задания делимы, $H_t \geq 0$ и выполнена связь $0 \leq \sum_i y_i(t) \leq c_t \Delta x_t$, то сортировка по Γ_i и проверка (9) дают точное решение (7).

Доказательство. При фиксированном $x_t = 1$ и неотрицательном пороге задача является непрерывным рюкзаком с одной ёмкостью и постоянным выигрышем единицы каждого задания. В оптимум не входит фрагмент с отрицательным индексом: его удаление сохраняет допустимость и увеличивает значение. Обмен двух фрагментов с нарушенным порядком индексов не

уменьшает допустимость и не уменьшает целевую функцию. Поэтому оптимален убывающий порядок положительных индексов, возможно с одним частично переданным заданием. Если его валовой выигрыш не превышает H_t , оптимально $x_t = 0, y_t = \mathbf{0}$; иначе оптимально найденное заполнение при $x_t = 1$. Пустое решение при $x_t = 1$ исключено связью переменных.

Если объёмы кратны кванту δ , теряется не более одного кванта. Из $q_i \leq s_{\max}$, $p_i \leq 1$ и $r_i^{\text{loc}} \leq 1$ следует детерминированная граница:

$$0 \leq C_\delta \leq \delta \Gamma_{ub},$$

$$\Gamma_{ub} = \frac{S_{\max}}{Q_0} + V(\beta_D + \beta_A + \rho). \quad (10)$$

$$\theta_t = (\mathbf{q}_t, \xi_t, \tau_t, \mathbf{h}_t, \mathbf{p}_t, x_{t-1}).$$

Утверждение 2. Здесь θ_t — физическая часть θ_t , а $\mathcal{S}_r$ — множество её достижимых значений. Векторы активных заданий упорядочены по идентификатору и дополнены нулями до $N_{\max}(D_{\max} + 1)$ позиций. Пусть экзогенный процесс стационарен и эргодичен; поступления, сроки, ёмкость и затраты ограничены;

класс $\Pi_\varepsilon^{\text{ref}}$ непуст; квантованный минимум имеет разрыв не более C_δ . Тогда теневые цены сильно устойчивы в смысле ограниченности их средней ожидаемой временной суммы, а средняя суррогатная стоимость удовлетворяет

$$\begin{aligned} \bar{C}_{\text{ABRIS}} &= \limsup_{T \rightarrow \infty} \frac{1}{T} \sum_{t=0}^{T-1} \mathbb{E}[C_t], \\ \Pi_\varepsilon^{\text{ref}} &= \{\pi: \Phi_k^\pi \leq -\varepsilon, k \in \{E, M\}\}, \\ \Phi_k^\pi &= \sup_{\theta \in \mathcal{S}_r} \mathbb{E}_\pi[g_k - \bar{g}_k | \theta], \\ C_\varepsilon^{\text{ref}} &= \inf_{\pi \in \Pi_\varepsilon^{\text{ref}}} \sup_{\theta \in \mathcal{S}_r} \mathbb{E}_\pi[C_t | \theta], \\ \bar{C}_{\text{ABRIS}} &\leq C_\varepsilon^{\text{ref}} + \frac{B + C_\delta}{V}, \\ \limsup_{T \rightarrow \infty} \frac{1}{T} \sum_{t=0}^{T-1} \mathbb{E}[\lambda_E(t) + \lambda_M(t)] \\ &\leq \frac{B + C_\delta + V(C_{\max} - C_\varepsilon^{\text{ref}})}{\varepsilon}. \end{aligned} \quad (11)$$

Политики из $\Pi_\varepsilon^{\text{ref}}$ стационарны по относительному состоянию, рандомизированы, не зависят от теневых цен и дают условный запас ресурсов для каждого $\theta \in \mathcal{S}_r$. В (11) $C_\varepsilon^{\text{ref}}$ — наилучшая равномерная условная стоимость класса, $C_{\max}$ — граница одноинтервальной стоимости. Это консервативный эталон, а не средняя стоимость политики при её собственной инвариантной мере.

Доказательство. Возведение (1) и (3) в квадрат и $\max(0, z)^2 \leq z^2$ дают (6). АБРИС минимизирует

$$\begin{aligned} \mathbb{E}[4_t + VC_t | \theta_t] &\leq B + C_\delta \\ + V(C_\varepsilon^{\text{ref}} + \kappa) &- \varepsilon(\lambda_E + \lambda_M). \end{aligned}$$

Суммирование телескопирует дрейф; после $\kappa \downarrow 0$ условие $\mathbb{E}[W(\theta_T)]/T \geq 0$ даёт первую оценку (11), а $C_t \leq C_{\max}$ — вторую. Гарантия относится к условному эталону суррогатной стоимости; C_δ/V отражает гранулярность передачи.

Вычислительный эксперимент реализован на Python 3. Слот равен 5 мин, горизонт — 7 суток, число независимых парных реализаций — 64. Для всех политик применялись одинаковые трассы с начальными числами $830000 + 19j$. Марковская сеть имела состояния Wi-Fi, LTE, слабый LTE и отсутствие связи; матрица переходов построчно равнялась $(0,83; 0,10; 0,03; 0,04)$, $(0,13; 0,72; 0,10; 0,05)$, $(0,07; 0,25; 0,56; 0,12)$ и $(0,12; 0,22; 0,16; 0,50)$. Ёмкости состояний составляли 32, 18, 5 и 0 Мбайт/слот; переменная энергия — 0,72, 2,45, 5,60 и 0 Дж/Мбайт; фиксированная — 0,85, 4,40, 6,20 и 0 Дж. Для теоремы фаза суток включается в ξ_t ; рандомизация начальной фазы стационаризирует

зависящую от решения часть её правой стороны с ошибкой не более C_δ . Для каждого идентификатора поступление однократно, поэтому $q_i(t)A_i(t+1) = 0$ и очередь даёт неположительный член $-\sum_i q_i(t)(y_i(t) + u_i(t))/Q_0$. Сравнение с политикой, отстоящей от инфимума в (11) не более чем на произвольное $\kappa > 0$, применимо при текущем θ_t и даёт следующую оценку:

расширенный процесс. В конечном эксперименте фаза фиксирована и теорема не используется как статистическая гипотеза.

Поток заданий был пуассоновским с интенсивностью 0,80 задания/слот с 08:00 до 22:00 и 0,52 в остальное время и ограничением не более шести поступлений за слот, согласующим эксперимент с условием теоремы. Доли срочного, обычного и пакетного классов равнялись 0,23; 0,49; 0,28. Размер имел усечённое сверху 48 Мбайт логнормальное распределение: медианы 1,4; 4,5; 9,0 Мбайт, логарифмические стандартные отклонения 0,65; 0,78; 0,82. Сроки равномерно выбирались соответственно из 10–40 мин, 1–6 ч и 6–24 ч. Зарядка возникала с вероятностью 0,88 за сутки между 22:00 и 23:25 и длилась 3,5–6,25 ч. Полный перечень параметров приведён в табл. I; исходный код и машиночитаемые результаты приложены к рукописи.

Таблица 1. Параметры метода и вычислительного эксперимента

Параметр	Значение
Сценарии прогноза fs	0; 0,15; 0,35; 0,55; 0,75; 0,95; 1,10; 1,25; вероятности 1/8
Локальный индикатор	$\alpha = 0,75$; $\rho = 1,10$
Активация	$\eta = 0,24$; $V = 1,0$; порог неотрицателен
Шаги теневых цен	$vE = 0,0147$; $vM = 0,0400$
Суточные бюджеты	1320 Дж; 72 Мбайт тарифицируемого трафика
Базовые веса	энергия 0,43; трафик 1,08
Срочность и возраст	$\beta D = 80,0$; $\beta A = 0,72$
Батарея	начальный заряд 0,84; базовый расход 0,00082–0,00100/слот; ёмкость 52000 Дж
Поступления	пуассоновский поток, не более 6 заданий/слот
Повторения	64 парные реализации по 2016 слотов

Сравнивались FIFO, EDF, статическое правило «Wi-Fi, зарядка либо срочность», а также редуцированные MOTET- и OPERA-подобные контроллеры. Они воспроизводят опубликованные принципы дрейфа с энергетической ценой и, для OPERA, давления срока, но не исходный код авторов [6, 7]; результаты не приписываются оригинальным реализациям. Выполнены абляции без локального CVaR-индикатора, теневых цен бюджетов и порога активации. 95%-ные интервалы рассчитаны с коэффициентом Стьюдента $t_{0,975;63} = 1,998$. Индексное решение сопоставлялось с независимым динамическим программированием на 2000 случайных дискретных задачах с $H_t \geq 0$.

IV. РЕЗУЛЬТАТЫ И ОБСУЖДЕНИЕ

На 2000 проверочных задачах расхождений между индексным решением и динамическим программированием не обнаружено; максимальная абсолютная разность целевых значений составила $5,68 \cdot 10^{-14}$ и объясняется арифметикой с плавающей точкой. Проверка не доказывает утверждение 1, но подтверждает отсутствие ошибки в программной реализации для испытанного диапазона.

В основном сценарии АБРИС израсходовал 9428 ± 75 Дж, 591 ± 8 Мбайт тарифицируемого трафика и нарушил $0,223 \pm 0,045\%$ сроков. Соответствующие значения статической политики равнялись 9303 ± 115 Дж, 543 ± 27 Мбайт и $0,263 \pm 0,045\%$, OPERA-подобной — 16275 ± 225 Дж, 3481 ± 81 Мбайт и $0,248 \pm 0,037\%$. Парная разность «АБРИС минус OPERA» составила -6847 ± 181 Дж, -2890 ± 78 Мбайт и $-0,0245 \pm 0,0282$ процентного пункта. Первые два интервала не включают нуль, а для просрочек статистически различимого эффекта не установлено. По сравнению со статическим правилом получено $+126 \pm 71$ Дж, $+47 \pm 27$ Мбайт и $-0,0395 \pm 0,0321$ процентного пункта. Результат подтверждает управляемый обмен ресурсами на своевременность, а не превосходство по всем критериям.

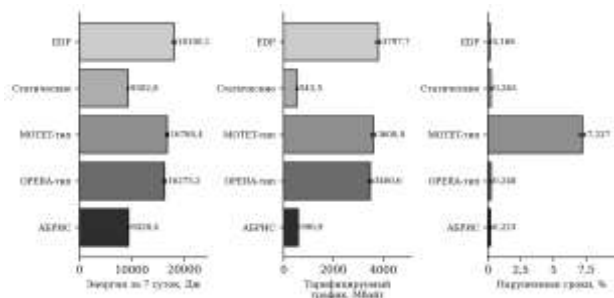


Рис. 2. Средние показатели и 95%-ные доверительные интервалы.

MOTET-подобный контроллер показал $7,227 \pm 0,217\%$ просрочек: его критерий ориентирован на энерго-пропускной компромисс, а не на индивидуальные сроки [6]. Это не опровергает MOTET, но ограничивает прямой перенос критерия. EDF расходовал 18100 ± 247 Дж и 3798 ± 83 Мбайт, используя доступный канал независимо от цены.

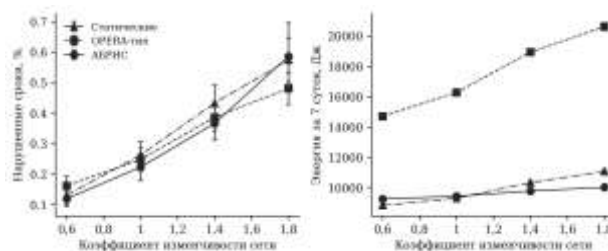


Рис. 3. Чувствительность к изменчивости сети.

При увеличении коэффициента изменчивости сети с 0,6 до 1,8 энергия АБРИС выросла с 9252 до 10018 Дж, а просрочки — с 0,119 до 0,586%. В последней точке вариант без локального индикатора дал 9982 Дж и 0,626% просрочек. Парное различие, внесённое индикатором, составило $+35 \pm 9$ Дж, $+6,9 \pm 1,4$ Мбайт и $-0,0403 \pm 0,0207$ процентного пункта: ресурсная цена и уменьшение просрочек статистически различимы. Однако АБРИС уступил OPERA-подобной политике по просрочкам, поэтому локальный индикатор не гарантирует глобального преимущества и требует обновления сценариев.

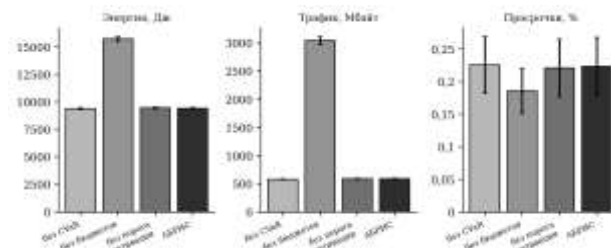


Рис. 4. Абляционный анализ компонентов метода АБРИС.

Без теневых цен бюджетов энергия возросла до 15725 ± 210 Дж, трафик — до 3044 ± 71 Мбайт, а просрочки уменьшились до $0,186 \pm 0,034\%$. Удаление порога активации увеличило энергию на 47 ± 7 Дж при неразличимом изменении просрочек. В штатном сценарии локальный индикатор потребовал дополнительно $32,6 \pm 6,8$ Дж и $8,6 \pm 1,3$ Мбайт, а изменение просрочек $-0,0022 \pm 0,0045$ процентного пункта не отличалось от нуля. Следовательно, бюджеты

обеспечивают основное ресурсное ограничение, порог уменьшает фиксированные затраты, а статистически различимый временной эффект индикатора проявился только в стрессовом сценарии.

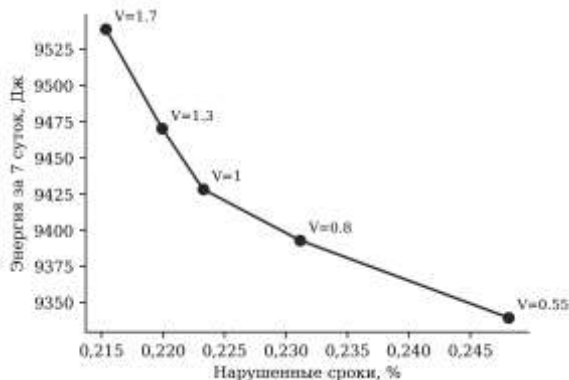


Рис. 5. Компромисс при изменении параметра V.

При изменении V от 0,55 до 1,70 энергия увеличилась с 9340 до 9539 Дж, трафик — с 577 до 620 Мбайт, а просрочки снизились с 0,248 до 0,215%. Тенденция согласуется с ролью V в (11): больший вес текущей полезности допускает больший расход ресурсов. Значение $V = 1$ использовано как рабочая точка, а не как универсальный оптимум.

Ограничения: коэффициенты и поступления синтетические, сценарии равновероятны, зависимости заданий не моделируются. Редуцированные аналоги не заменяют исходный код, а численные эффекты не переносятся автоматически на другие устройства.

V. ЗАКЛЮЧЕНИЕ

Разработан метод АБРИС, согласующий срочность заданий, неопределённость будущей ёмкости канала и два долгосрочных ресурсных бюджета. Полученная декомпозиция точно решает одноинтервальную суррогатную задачу для делимых передач, а при квантовании сохраняет контролируемую добавочную погрешность. Вычислительный эксперимент подтвердил корректность реализации и показал управляемый обмен энергии и тарифицируемого трафика на своевременность, но не даёт оснований утверждать безусловное превосходство над всеми альтернативами. Практическое применение требует профилирования радиомодуля на целевом устройстве, проверки на реальных трассах и прямого сравнения с исходными реализациями аналогов.

ФИНАНСИРОВАНИЕ

Исследование выполнено без внешнего финансирования.

КОНФЛИКТ ИНТЕРЕСОВ

Авторы заявляют об отсутствии конфликта интересов.

ДОСТУПНОСТЬ ДАННЫХ И КОДА

В дополнительный материал включены исполняемый код имитации и точной проверки, параметры генератора, правило начальных чисел, индивидуальные результаты 64 реализаций, доверительные интервалы и рисунки без текста.

БИБЛИОГРАФИЯ

- [1] Android Developers. Define work requests: Work constraints URL: <https://developer.android.com/develop/background-work/background-tasks/persistent/getting-started/define-work>.
- [2] Apple Developer. Energy Efficiency Guide for iOS Apps: Defer Networking URL: <https://developer.apple.com/library/archive/documentation/Performance/Conceptual/EnergyGuide-iOS/DeferNetworking.html>.
- [3] Balasubramanian N., Balasubramanian A., Venkataramani A. Energy consumption in mobile phones: a measurement study and implications for network applications // Proceedings of the ACM Internet Measurement Conference. 2009. С. 280–293. <https://doi.org/10.1145/1644893.1644927>.
- [4] Rice A., Hay S. Measuring mobile phone energy consumption for 802.11 wireless networking // Pervasive and Mobile Computing. 2010. Т. 6. № 6. С. 593–606. <https://doi.org/10.1016/j.pmcj.2010.07.005>.
- [5] Ali J., Altamimi M. Energy consumption model for data transfer in smartphone // Computer Communications. 2022. Т. 182. С. 13–21. <https://doi.org/10.1016/j.comcom.2021.10.014>.
- [6] Fang W., Li Y., Zhang H., Xiong N., Lai J., Vasilakos A.V. On the throughput-energy tradeoff for data transmission between cloud and mobile devices // Information Sciences. 2014. Т. 283. С. 79–93. <https://doi.org/10.1016/j.ins.2014.06.022>.
- [7] Fang W., Yin X., An Y., Xiong N., Guo Q., Li J. Optimal scheduling for data transmission between mobile devices and cloud // Information Sciences. 2015. Т. 301. С. 169–180. <https://doi.org/10.1016/j.ins.2014.12.059>.
- [8] Ohee M.M.M.R., Nur F.N., Karim A., Sultana S., Azam S., Moon N.N. An efficient deadline based priority job scheduling in mobile cloud computing // IET Communications. 2025. Т. 19. № 1. e70031. <https://doi.org/10.1049/cmu2.70031>.
- [9] Xu C., Lv M., Zhang K., Cao K., Wang G., Wei M., Peng B. Energy consumption and time-delay optimization of dependency-aware tasks offloading for Industry 5.0 applications // IEEE Transactions on Consumer Electronics. 2024. Т. 70. № 1. С. 1590–1600. <https://doi.org/10.1109/TCE.2023.3338620>.
- [10] Li G., Li J. Optimizing low-power task scheduling for multiple users and servers in mobile edge computing by the MUMS framework // Heliyon. 2024. Т. 10. № 11. e31622. <https://doi.org/10.1016/j.heliyon.2024.e31622>.
- [11] Zhao X., Li M., Yuan P. An online energy-saving offloading algorithm in mobile edge computing with Lyapunov optimization // Ad Hoc Networks. 2024. Т. 163. 103580. <https://doi.org/10.1016/j.adhoc.2024.103580>.
- [12] Bi R., Sun L., Sun Y., Han M., Deng Q. Dynamic computation scheduling for hybrid energy mobile edge computing networks // Journal of Systems Architecture. 2024. Т. 155. 103241. <https://doi.org/10.1016/j.sysarc.2024.103241>.
- [13] Qin Q., Ye H. Age of information joint optimization for an energy harvesting network with erasure channel // IEEE Access. 2024. Т. 12. С. 36257–36266. <https://doi.org/10.1109/ACCESS.2024.3374525>.
- [14] Dou X., Liu L., Xiao L. An intelligent scheduling approach on mobile OS for optimizing UI smoothness and power // ACM Transactions on Architecture and Code Optimization. 2025. Т. 22. № 1. С. 1–27. <https://doi.org/10.1145/3674910>.
- [15] Li K. Energy-constrained DAG scheduling on edge and cloud servers with overlapped communication and computation // Journal of Grid Computing. 2024. Т. 22. № 3. Ст. 60. <https://doi.org/10.1007/s10723-024-09775-1>.
- [16] Смелянский Р.Л., Степанов Е.П. Применение методов с машинным обучением для управления сетевой вычислительной инфраструктурой // Доклады Российской академии наук. Математика, информатика, процессы управления. 2024. Т. 516. № 1. С. 103–112. <https://doi.org/10.31857/S2686954324020176>.
- [17] Ding N., Wagner D., Chen X., Pathak A., Hu Y.C., Rice A. Characterizing and modeling the impact of wireless signal strength on smartphone battery drain // ACM SIGMETRICS Performance Evaluation Review. 2013. Т. 41. № 1. С. 29–40. <https://doi.org/10.1145/2494232.2466586>.
- [18] Huang J., Qian F., Gerber A., Mao Z.M., Sen S., Spatscheck O. A close examination of performance and power characteristics of 4G LTE networks // Proceedings of the ACM MobiSys. 2012. С. 225–238. <https://doi.org/10.1145/2307636.2307658>.
- [19] Neely M.J. Stochastic Network Optimization with Application to Communication and Queueing Systems. San Rafael: Morgan & Claypool, 2010. 211 с. <https://doi.org/10.2200/S00271ED1V01Y201006CNT007>.
- [20] Rockafellar R.T., Uryasev S. Optimization of conditional value-at-risk // Journal of Risk. 2000. Т. 2. № 3. С. 21–41. <https://doi.org/10.21314/JOR.2000.038>.
- [21] Android Developers. Optimize battery use for task scheduling APIs. URL: <https://developer.android.com/develop/background-work/background-tasks/optimize-battery>.

Adaptive Budget- and Risk-Aware Index Scheduling of Background Data Exchange in Mobile Systems

A. M. Panyushkin, R. A. Slesarev

Abstract—ABRIS, an adaptive budget- and risk-aware index scheduler with a per-slot session cost, is proposed for background data exchange in mobile systems. The study addresses the need to reconcile task deadlines with channel variability, radio energy consumption, and metered-traffic limits. Its novelty lies in jointly using two virtual resource queues, a local scenario-based CVaR indicator, a task index, and a nonnegative transmission-activation threshold. The method is derived from a drift-plus-penalty bound. Index sorting is proved exact for divisible transfers, while an additive gap is bounded for quantized transfers. The implementation matched dynamic programming on 2,000 discrete instances. Across 64 paired seven-day simulations, the difference relative to an OPERA-type controller was $-6,847 \pm 181$ J, $-2,890 \pm 78$ MB, and -0.0245 ± 0.0282 percentage points of missed deadlines. Relative to a static policy, the differences were $+126 \pm 71$ J, $+47 \pm 27$ MB, and -0.0395 ± 0.0321 percentage points. Under network stress, the local indicator reduced misses by 0.0403 ± 0.0207 percentage points at a cost of 35 ± 9 J. The theoretical guarantee concerns the surrogate cost, whereas the numerical conclusions concern the specified computational model. The method is intended for lightweight on-device scheduling after hardware-specific calibration.

Keywords—mobile computing system, background data exchange, online scheduling, Lyapunov optimization, CVaR, energy consumption, metered traffic.

REFERENCES

- [1] Android Developers. Define work requests: Work constraints. Available at: <https://developer.android.com/develop/background-work/background-tasks/persistent/getting-started/define-work> (accessed July 20, 2026).
- [2] Apple Developer. Energy Efficiency Guide for iOS Apps: Defer Networking. Available at: <https://developer.apple.com/library/archive/documentation/Performance/Conceptual/EnergyGuide-iOS/DeferNetworking.html> (accessed July 22, 2026).
- [3] Balasubramanian N., Balasubramanian A., Venkataramani A. Energy consumption in mobile phones: a measurement study and implications for network applications. Proceedings of the ACM Internet Measurement Conference. 2009. Pp. 280–293. <https://doi.org/10.1145/1644893.1644927>.
- [4] Rice A., Hay S. Measuring mobile phone energy consumption for 802.11 wireless networking. Pervasive and Mobile Computing. 2010. Vol. 6. No. 6. Pp. 593–606. <https://doi.org/10.1016/j.pmcj.2010.07.005>.
- [5] Ali J., Altamimi M. Energy consumption model for data transfer in smartphone. Computer Communications. 2022. Vol. 182. Pp. 13–21. <https://doi.org/10.1016/j.comcom.2021.10.014>.
- [6] Fang W., Li Y., Zhang H., Xiong N., Lai J., Vasilakos A.V. On the throughput-energy tradeoff for data transmission between cloud and mobile devices. Information Sciences. 2014. Vol. 283. Pp. 79–93. <https://doi.org/10.1016/j.ins.2014.06.022>.
- [7] Fang W., Yin X., An Y., Xiong N., Guo Q., Li J. Optimal scheduling for data transmission between mobile devices and cloud. Information Sciences. 2015. Vol. 301. Pp. 169–180. <https://doi.org/10.1016/j.ins.2014.12.059>.
- [8] Ohee M.M.M.R., Nur F.N., Karim A., Sultana S., Azam S., Moon N.N. An efficient deadline based priority job scheduling in mobile cloud computing. IET Communications. 2025. Vol. 19. No. 1. e70031. <https://doi.org/10.1049/cmu.2.70031>.
- [9] Xu C., Lv M., Zhang K., Cao K., Wang G., Wei M., Peng B. Energy consumption and time-delay optimization of dependency-aware tasks offloading for Industry 5.0 applications. IEEE Transactions on Consumer Electronics. 2024. Vol. 70. No. 1. Pp. 1590–1600. <https://doi.org/10.1109/TCE.2023.3338620>.
- [10] Li G., Li J. Optimizing low-power task scheduling for multiple users and servers in mobile edge computing by the MUMS framework. Heliyon. 2024. Vol. 10. No. 11. e31622. <https://doi.org/10.1016/j.heliyon.2024.e31622>.
- [11] Zhao X., Li M., Yuan P. An online energy-saving offloading algorithm in mobile edge computing with Lyapunov optimization. Ad Hoc Networks. 2024. Vol. 163. 103580. <https://doi.org/10.1016/j.adhoc.2024.103580>.
- [12] Bi R., Sun L., Sun Y., Han M., Deng Q. Dynamic computation scheduling for hybrid energy mobile edge computing networks. Journal of Systems Architecture. 2024. Vol. 155. 103241. <https://doi.org/10.1016/j.sysarc.2024.103241>.
- [13] Qin Q., Ye H. Age of information joint optimization for an energy harvesting network with erasure channel. IEEE Access. 2024. Vol. 12. Pp. 36257–36266. <https://doi.org/10.1109/ACCESS.2024.3374525>.
- [14] Dou X., Liu L., Xiao L. An intelligent scheduling approach on mobile OS for optimizing UI smoothness and power. ACM Transactions on Architecture and Code Optimization. 2025. Vol. 22. No. 1. Pp. 1–27. <https://doi.org/10.1145/3674910>.
- [15] Li K. Energy-constrained DAG scheduling on edge and cloud servers with overlapped communication and computation. Journal of Grid Computing. 2024. Vol. 22. No. 3. Art. 60. <https://doi.org/10.1007/s10723-024-09775-1>.
- [16] Smeliansky R.L., Stepanov E.P. On ML methods for network powered by computing infrastructure. Doklady Mathematics. 2024. Vol. 109. No. 2. Pp. 183–190. <https://doi.org/10.1134/S106456242470193X>.
- [17] Ding N., Wagner D., Chen X., Pathak A., Hu Y.C., Rice A. Characterizing and modeling the impact of wireless signal strength on smartphone battery drain. ACM SIGMETRICS Performance Evaluation Review. 2013. Vol. 41. No. 1. Pp. 29–40. <https://doi.org/10.1145/2494232.2466586>.
- [18] Huang J., Qian F., Gerber A., Mao Z.M., Sen S., Spatscheck O. A close examination of performance and power characteristics of 4G LTE networks. Proceedings of the ACM MobiSys. 2012. Pp. 225–238. <https://doi.org/10.1145/2307636.2307658>.
- [19] Neely M.J. Stochastic Network Optimization with Application to Communication and Queueing Systems. San Rafael, Morgan & Claypool. 2010. 211 p. <https://doi.org/10.2200/S00271ED1V01Y201006CNT007>.
- [20] Rockafellar R.T., Uryasev S. Optimization of conditional value-at-risk. Journal of Risk. 2000. Vol. 2. No. 3. Pp. 21–41. <https://doi.org/10.21314/JOR.2000.038>.
- [21] Android Developers. Optimize battery use for task scheduling APIs. Available at: <https://developer.android.com/develop/background-work/background-tasks/optimize-battery> (accessed July 24, 2026).