Рецензия к докладу $\#SAT$ алгоритм для малых PTF-схем константной глубины

Докладчик: Лялина Альбина

1 Ключевые понятия

Опр. Схема C размера n является k-PTF схемой, если существует многочлены P_i от n переменных такие что $x \in \{0,1\}^n$ решает схему C $\Leftrightarrow$ для любого i $P_i(x) > 0$.

Постановка SAT для k-PTF схем

Вход: k-PTF схема C, заданная своим набором многочленов P_i с целыми коэффициентами.

Вывод: Количество выполняющих наборов.

2 Основной результат

Для любых k, d существует $\varepsilon_{kd} > 0$ и вероятностный алгоритм с нулевой ошибкой который решает SAT для k-PTF схема размера не больше $n^{1+\varepsilon_{kd}}$ с вероятностью хотя бы $\frac{1}{4}$ и работает за время $poly(n, M)2^{n-z}$, где $z = n^{\varepsilon_{kd}}$

3 Содержание доклада

Мы опираемся на лемму из [KLMZ17] которая утверждает что мы можем довольно быстро построить дерево небольшой глубины, которое вычесляет вероятностную функцию $\mathbb{R}^{rl} \to \mathbf{N} \cup \{?\}$ со свойством что для любого вектора $(coeff(P_1), \ldots, coeff(P_l))$ возвращает количество решающих наборов для многочленов $P_1, \ldots, P_l$.

Запуская его много раз можем решить задачу с большой точностью.

Назавем схему от n переменных δ хорошей если неболее n гейтов δ близки к константе и не более n^β не близки.

Вернемся к задаче. идем рекурсией по глубине схемы. Если схема не хорошая то перебираем, иначе для δ близких минорных означиваний используем постепенное означивание пока не получим константный гейт. Для не минорных склоняем к константе. Наконец для не δ близких угадываем и решаем рекурсивно.