Индекс примечательности

Для начала рассмотрим случаи $P = 2$ и $P = 5$. Как известно, делимость на 2 и 5 зависит только от последней цифры числа. Соответственно, для ответа на запрос нужно посчитать подстроки $[i, j]$ ($l \leqslant i \leqslant j \leqslant r$), последняя цифра которых s_j делится на P. Пусть $p_1, p_2, \ldots, p_k$ ($l \leqslant p_1 \leqslant p_2 \leqslant \ldots \leqslant p_k \leqslant r$) — это позиции в подстроке запроса, цифры на которых делятся на P. Тогда ответ на запрос равен $\sum\limits_{i=1}^{k}(p_i - l + 1) = (\sum\limits_{i=1}^{k} p_i) - k \cdot (l - 1)$. Чтобы найти число и сумму позиций с нужным свойством на подстроке, можно использовать два массива префиксных сумм.

Пусть теперь $P \neq 2$ и $P \neq 5$. Для каждого i ($1 \leqslant i \leqslant |T|$) вычислим a_i — значение числа $T_i T_{i+1} \ldots T_{|T|}$ по модулю P, положим также $a_{|T|+1} = 0$. Значения a_i можно вычислить рекуррентно как $a_i = a_{i+1} + T_i \cdot 10^{|T|-i}$.

Тогда значение числа $T_i T_{i+1} \ldots T_j$ по модулю P равно $(a_i - a_{j+1})/10^{|T|-j}$. Поскольку 10 взаимно-просто с P (2 и 5 мы уже исключили из рассмотрения), подстрока $T_i T_{i+1} \ldots T_j$ делится на P тогда и только тогда, когда $a_i = a_{j+1}$.

Таким образом, ответ на запрос l, r равен числу пар i, j ($l \leqslant i < j \leqslant r + 1$) таких, что $a_i = a_j$.

Для решения такой задачи можно воспользоваться так называемым *алгоритмом Мо*. Зафиксируем некоторое значение K и отсортируем все запросы по возрастанию $\lfloor l/K \rfloor$, а при равенстве — по возрастанию r. Будем обрабатывать запросы в этом порядке и переходить к следующему запросу расширением/сужением отрезка предыдущего запроса. Будем хранить мультимножество S значений a_i, находящихся в текущем отрезке. При расширении отрезка мы добавляем элемент в S, при сужении — удаляем. Также нужно параллельно с изменениями S поддерживать число пар равных элементов в S. В качестве S можно использовать либо хеш-таблицу, либо обычный массив (если заранее сжать значения a_i в интервал $[0; |T|]$). Можно показать, что при выборе $K = \sqrt{|T|}$ число операций добавления и удаления элемента равно $O((|T| + q) \cdot \sqrt{|T|})$, что укладывается в ограничение по времени.